Reţele de calculatoare

Principii

Radu-Lucian Lupşa

Aceasta este ediţia electronică a cărţii *Reţele de calculatoare*, publicată la Casa Cărţii de Ştiinţă, în 2008, ISBN: 978-973-133-377-9.

Cartea poate fi descărcată gratuit de la adresa
`http://www.cs.ubbcluj.ro/~rlupsa/works/retele.pdf`

Cuprins

Principii

Protocoale

Prefaţă

În contextul prezent al dezvoltării reţelelor de calculatoare, este inutil să mai subliniem importanţa acestui domeniu.

Lucrarea de faţă se adresează în principal programatorilor de aplicaţii în reţea şi administratorilor de reţele complexe. Sunt presupuse, din partea cititorului, cunoştinţe de bază de programare, precum şi privind funcţionarea sistemelor de operare.

Ca un avertisment pentru programatori, menţionăm că, deşi lucrarea tratează chestiuni de nivel mult mai coborât decât cel al platformelor şi bibliotecilor utilizate în mod normal în aplicaţiile în reţea, este totuşi utilă în vederea unei bune înţelegeri a acestor platforme şi biblioteci.

Tot ceea ce are legătură într-un fel sau altul cu calculatoare are două caracteristici: se dezvoltă foarte repede şi est foarte complex. Reţelele de calculatoare nu fac excepţie. Ca urmare, este extrem de uşor pentru oricine să se piardă în nenumăratele detalii în permanentă schimbare.

Considerăm că, în orice domeniu, o bună prezentare trebuie să pornească de la principiile de bază. Principiile de bază se sunt (relativ) simple şi evoluează mult mai lent decât construcţiile tehnice elaborate pe baza lor. În consecinţă, prima parte a lucrării de faţă, *principii*, este dedicată studierii problemelor ce trebuie rezolvate de o reţea de calculatoare, precum şi a principiilor construcţiei posibilelor soluţii ale acestor probleme.

Partea a doua a lucrării, *protocoale*, prezintă câteva dintre cele mai răspândite protocoale şi mecanisme utilizate în reţelele de calculatoare. Ea este construită pentru a oferi cititorului o privire de ansamblu asupra protocoalelor studiate. Această privire de ansamblu poate fi suficientă pentru unii cititori, în caz contrar fiind probabil necesară citirea efectivă a standardelor.

Lucrarea de faţă este rodul experienţei autorului în activităţi legate de administrarea reţelei de calculatoare a Departamentului de Informatică al Facultăţii de Matematică şi Informatică din cadrul Universităţii Babeş-Bolyai Cluj-Napoca, în predarea unui curs de *Reţele de calculatoare* la această fac-

ultate, precum şi din activitatea de cercetare desfăşurată de-a lungul anilor, în special de nevoile practice din cadrul contractului de cercetare PNII 11003/2007 - *Sistem decizional bazat pe tehnici de tip multi-agent pentru generarea, optimizarea si managementul registrelor nationale de boli cronice netransmisibile* - CRONIS. Seturile mari de date ce se vehiculează în sistemul medical, precum şi nevoia de confidenţialitate şi securitate a lor, cer o foarte bună cunoaştere şi punere în practică a noţiunilor legate de codificarea informaţiei, de metode şi protocoale criptografice, de aplicaţii în reţele etc.

Capitolul 1

Introducere

Prin *reţea de calculatoare* înţelegem un sistem (constând din componente hard şi soft) care interconectează nişte calculatoare, permiţând unor programe ce se execută pe aceste calculatoare să comunice între ele.

De notat că, în uzul comun, termenul de reţea de calculatoare mai are şi sensul de *sistem de calcul*, construit din mai multe calculatoare interconectate într-o reţea, care se comportă ca un sistem unitar, de exemplu, prezintă aceleaşi conturi de utilizatori pe toate calculatoarele.

1.1. Serviciile oferite de reţea

Se spune că orice problemă bine formulată este pe jumătate rezolvată. Prin urmare, pentru început, vom stabili mai exact ce se doreşte de la o reţea de calculatoare.

Într-o reţea de calculatoare avem mai multe calculatoare pe care se execută procese utilizator. Rolul reţelei este de-a oferi acestor procese posibilitatea de-a comunica între ele. Din punctul de vedere al programatorului acestor procese, reţeaua oferă nişte funcţii, din nucleul sistemului de operare sau din biblioteci standard, apelabile de către aceste procese (fig. 1.1). Ansamblul acestor funcţii constituie *interfaţa de programare* (engl. *API — Application Programming Interface*) a reţelei.

Principalele funcţii oferite de reţea, apelabile de către un proces utilizator, sunt o funcţie care trimite date de la procesul curent spre partenerul sau partenerii de comunicaţie şi o funcţie care recepţionează datele trimise spre procesul curent. În aceste funcţii este necesară desemnarea destinatarului spre care procesul emiţător doreşte transmiterea datelor, respectiv a emiţătorului dinspre care procesul receptor solicită să primească date. În acest scop, fiecare

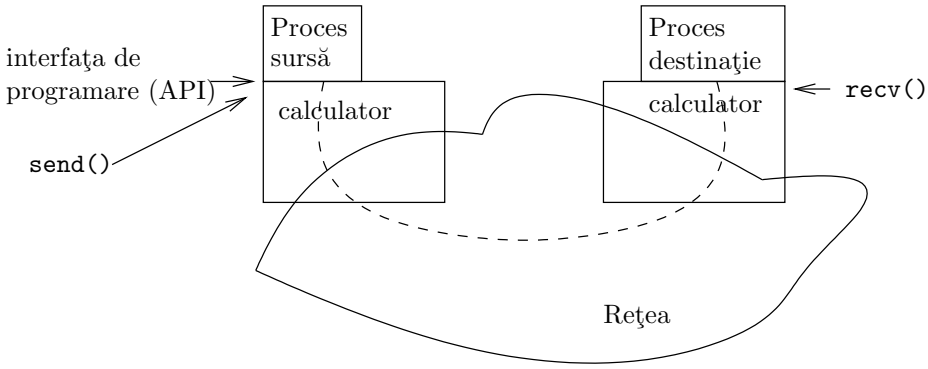


Figura 1.1: Reţeaua de calculatoare, din punctul de vedere al proceselor aplicaţie. Funcţionalitatea reţelei este oferită prin funcţii apelabile din procesele utilizator. Reţeaua oferă o aplicaţiilor o cale de transmisie a datelor (linia punctată). Construcţia efectivă a reţelei nu este vizibilă aplicaţiilor.

entitate ce poate comunica în reţea trebuie să aibă asociată o *adresă* (un şir de biţi, construit după anumite reguli, identificând unic o anumită entitate).

Pe lângă aceste funcţii de bază, reţeaua mai oferă funcţii pentru configurarea diferiţilor parametrii. O parte dintre aceşti parametri fixează rolul şi locul diverselor componente în cadrul reţelei (de exemplu, fiecare calculator trebuie să-şi cunoască propria adresă). Alţi parametrii sunt legaţi de calitatea serviciilor oferite de reţea (debit de transfer de date, timp de propagare, etc).

Datele transmise de procesele utilizator sunt de obicei şiruri arbitrare de octeţi. Rolul reţelei este de-a transmite întocmai şirul de octeţi trimis de procesul sursă către procesul destinaţie. Semnificaţia, pentru procesul destinaţie, a unui şir de octeţi transmis face obiectul unei înţelegeri (*protocol*) între procesele utilizator. La proiectarea reţelei nu ne interesează ce fac procesele utilizator cu datele transferate; la proiectarea programelor utilizator nu ne interesează cum lucrează reţeaua pentru a transmite datele.

În continuare vom trece în revistă principalele caracteristici ale serviciului oferit de reţea proceselor de aplicaţie.

O comunicaţie poate fi, după numărul destinatarilor:

- *punct la punct*, dacă există un singur destinatar. În mod obişnuit, destinatarul este selecţionat explicit de către procesul emiţător; o astfel de comunicaţie este numită *unicast*. Uneori însă, de exemplu în cazul în care un serviciu este oferit de mai multe *servere*, echivalente din punctul de vedere al clientului, este favorabil ca reţeaua să aleagă destinatarul comunicaţiei, în funcţie de distanţa faţă de emiţător, dintr-o mulţime

specificată de destinatari posibili. Un astfel de comunicaţie se numeşte *anycast*.

- *difuziune*, dacă există mai mulţi destinatari. Distingem *difuziune completă* (engl. *broadcast*), în care destinatari sunt toate calculatoarele dintr-o reţea, şi *difuziune selectivă* (engl. *multicast*), în care destinatarii sunt o submulţime aleasă a calculatoarelor din reţea.

Serviciul de comunicaţie oferit de reţea poate fi de tip *conexiune* sau de tip transport de *datagrame*:

- În cazul *conexiunilor*, în cadrul comunicaţiei între două procese se disting trei faze:
  - deschiderea conexiunii, în cadrul căreia sunt făcute nişte pregătiri, inclusiv alocarea unor resurse pentru comunicaţie;
  - comunicaţia propriu-zisă, în care unul sau ambele procese transmite un şir de pachete sau de biţi celuilalt proces;
  - închiderea conexiunii, în cadrul căreia se eliberează resursele alocate la deschidere.

- În cazul transportului de datagrame, procesul emiţător pregăteşte un ansamblu, numit *datagramă* (prin analogie cu *telegramă*), cuprinzând un şir de biţi destinat procesului receptor şi anumite informaţii necesare livrării (adresa destinatarului). Apoi transmite datagrama reţelei de calculatoare, care o transmite procesului receptor. Mai multe datagrame trimise de acelaşi proces sursă către acelaşi proces destinaţie sunt transmise independent una de alta, ceea ce duce, în general, la posibilitatea inversării ordinii de recepţie faţă de ordinea de emisie a datagramelor.

Principalii parametri de calitate ai serviciului oferit de reţea sunt:

Capacitatea de transport oferită de reţea, sau *debitul maxim acceptat*, este raportul dintre numărul de biţi transportaţi în cadrul unei comunicaţii şi timpul în care aceştia sunt transmişi. Echivalent, capacitatea este inversul duratei medii între trecerea, printr-un punct dat al reţelei, a doi biţi consecutivi ai unei comunicaţii.

Timpul de transfer a unui bloc de date este timpul scurs de la trecerea, printr-un punct dat, a primului bit al blocului până la trecerea, prin acelaşi punct, a ultimului bit. Timpul de transfer este egal cu raportul dintre dimensiunea blocului şi debitul cu care se face transferul.

Capacitatea oferită de reţea unei legături poate să varieze datorită variaţiei debitului altor comunicaţii care partajează aceleaşi echipamente.

Există aplicaţii, de exemplul legate de transfer de fişiere, pentru care este important ca reţeaua să ofere o capacitate medie cât mai mare. Penttru alte aplicaţii, cum ar fi telefonia, transmisia video (de exemplu pentru teleconferinţe) sau alte aplicaţii în timp real, este important să nu scadă niciodată capacitatea legăturii sub o anumită valoare minimă, însă o capacitate mai mare nu este utilă.

Timpul de propagare între două entităţi este timpul scurs între momentul în care entitatea sursă emite un bit şi momentul în care acel bit ajunge la destinaţie. Timpul de propagare rezultă din însumarea timpului de propagare a semnalului de-a lungul mediului de comunicaţie cu diverşii timpi de aşteptare a datelor în diverse zone tampon. De remarcat că timpul de propagare a semnalului este egal cu distanţa de la emiţător la receptor împărţită la viteza de propagare a semnalului, iar viteza de propagare nu poate depăşi viteza luminii în vid; din acest motiv, de exemplu, timpul de propagare prin legături prin satelit nu poate fi mai scurt de câteva zecimi de secundă.

Timpul scurs de la începutul transmisiei unui bloc de date de către emiţător până la finalul recepţiei blocului de către receptor este egal cu suma dintre timpul de transfer şi timpul de propagare.

Uneori, în loc de timpul de propagare se utilizează o altă mărime, *timpul dus-întors*, care este timpul scurs de la transmiterea unui mesaj de către o partenerul de comunicaţie până la primirea răspunsului din partea acestuia. Timpul dus-întors este suma dintre timpii de propagare pentru cele două sensuri şi timpul de procesare pentru crearea răspunsului.

Evident, timpul de propagare e bine să fie cât mai scurt, însă diferite aplicaţii au cerinţe diferite:

- La unele aplicaţii timpul de propagare nu este prea important. De exemplu, la transferul unui fişier mare, la care oricum timpul de transfer este mare, timpul de propagare influenţează foarte puţin timpul total necesar transmiterii fişierului.
- La difuzarea de materiale audio sau video, un timp de propagare mare nu este deranjant, însă este important ca el să fie constant în timp. Aceasta pentru că nu este deranjant dacă o transmisie de televiziune este cu câteva secunde în întârziere faţă de evenimentele transmise, însă este important să nu fie momente în care imaginea „îngheaţă“ datorită creşterii timpului de propagare şi momente în care imaginea „sare înainte“ datorită scurtării timpului de propagare.

- Timpul de propagare (sau, echivalent, timpul dus-întors) este important să fie scurt în special pentru aplicaţii în care entităţile ce comunică transmit mesaje scurte şi trebuie să aştepte răspunsul la mesajul precedent pentru a putea genera mesajul următor. Exemple de astfel de aplicaţii sunt: telefonie, videoconferinţe, sesiuni interactive la distanţă.

Posibilitatea existenţei erorilor de transmisie: Erorile de transmisie apar ca urmare a diverselor perturbaţii ce afectează transmiterea semnalelor. Există metode de-a micşora oricât de mult probabilitatea ca un mesaj să fie afectat de erori, însă niciodată această probabilitate nu poate fi făcută zero (probabilitatea unei erori poate fi făcută însă mai mică decât, de exemplu, probabilitatea unui cataclism devastator care să distrugă toată reţeaua). Metodele de reducere a probabilităţii erorilor de transmisie sunt studiate în § 2.4 şi § 4.1.

Transmisia sigură înseamnă ca fiecare mesaj al entităţii sursă să ajungă exact într-un singur exemplar la destinaţie (să nu se piardă şi să nu fie duplicat) şi mai multe mesaje transmise de către o aceeaşi sursă spre o aceeaşi destinaţie să ajungă la destinaţie în ordinea în care au fost transmise de sursă. Mesajele se pot pierde datorită erorilor de transmisie, a supraaglomerării sau a defectării unor echipamente din reţea sau chiar din cauză că emiţătorul transmite cu debit mai mare decât este capabil receptorul să preia informaţia transmisă. Duplicarea sau inversarea mesajelor pot fi cauzate de modificări ale configuratiei sau încărcării reţelei în timpul trecerii pachetelor prin reţea. Realizarea transmisiei sigure este studiată în § 4.3 şi § 4.4.

Transmisia sigură este evident utilă, însă vine cu un anumit cost. Cel mai adesea, costul este creşterea şi fluctuaţia timpului de propagare, deoarece mesajele pierdute trebuie retransmise. La o transmisie audio-video, este adesea preferabilă păstrarea unui timp de propagare redus, cu preţul pierderii, din când în când, a unor fracţiuni de secundă de material audio-video.

Securitatea comunicatiei înseamnă că un adversar care controlează o parte din reţea să nu poată obţine informaţia transmisă, să nu poată modifica datele transmise fără ca acest lucru să fie detectat de către receptor şi să nu poată impersona vreuna dintre entităţile ce comunică. Securitatea comunicaţiei se obţine prin metode criptografice, studiate în capitolul 6.

1.2. Principalele elemente ale unei reţele de calculatoare

Pentru ca două dispozitive aflate la distanţă unul de celălalt să poată comunica, este nevoie ca cele două dispozitive să fie legate printr-un *mediu de comunicaţie* care permite propagarea variaţiei unei mărimi fizice. Mediul fizic, împreună cu dispozitivele de adaptare între reprezentarea locală a informaţiei şi reprezentarea pe mediul de transmisie constituie *nivelul fizic* al reţelei. Nivelul fizic este deci un modul care permite transmisia unui şir de biţi între două dispozitive legate direct unul de celălalt. Constructiv, nivelul fizic este constituit din: cablul electric, fibra optică sau, după caz, antenele de emisie-recepţie, eventuale amplificatoare sau repetoare, plăcile de reţea din calculatoare şi *driver*-ele plăcilor de reţea. Construcţia nivelului fizic este studiată în capitolul 3.

De obicei, serviciul oferit de nivelul fizic suferă de anumite neajunsuri, cum ar fi probabilitatea mare a erorilor şi transmisia nesigură. Pentru contracararea acestora, de-o parte şi de alta a nivelului fizic se plasează câte un modul de adaptare; aceste două module constituie *nivelul legăturii de date*. Nivelul legăturii de date este construit parţial prin hard (parte a plăcii de reţea) şi parţial prin soft (parte a *driver*-ului plăcii de reţea). Construcţia nivelului legăturii de date este studiată în capitolul 4.

Nivelul fizic împreună cu nivelul legăturii de date oferă o legătură bună între două calculatoare conectate direct printr-un mediu fizic. Ar fi neeconomic să cerem să existe o legătură directă între oricare două calculatoare; este preferabil să putem transmite date prin intermediul unui lanţ de calculatoare (sau alte dispozitive) legate fizic fiecare cu următorul din lanţ. Realizarea unei astfel de legături cade în sarcina *nivelului reţea*, constituit din câte un modul în fiecare calculator al reţelei. Modulul de reţea este construit prin soft, în nucleul sistemului de operare al fiecărui calculator din reţea. Construcţia şi funcţionarea nivelului reţea este studiată în capitolul 5.

De obicei, serviciul oferit direct de către nivelul reţea nu poate fi utilizat direct de către programele utilizator. De aceea, între modului de reţea şi programul utilizator se mai interpune un modul, constituind (împreună cu modulul omolog de pe calculatorul partener de comunicaţii) *nivelul transport*. Nivelul transport este constituit din părţi ale nucleului sistemului de operare şi, uneori, biblioteci legate în programele utilizator.

Relaţiile dintre aceste componente sunt reprezentate în figura 1.2.

Fiecare dintre nivele oferă nivelului superior o interfaţă care cuprinde în principal funcţii de trimitere şi de recepţie a datelor. Aceste funcţii sunt

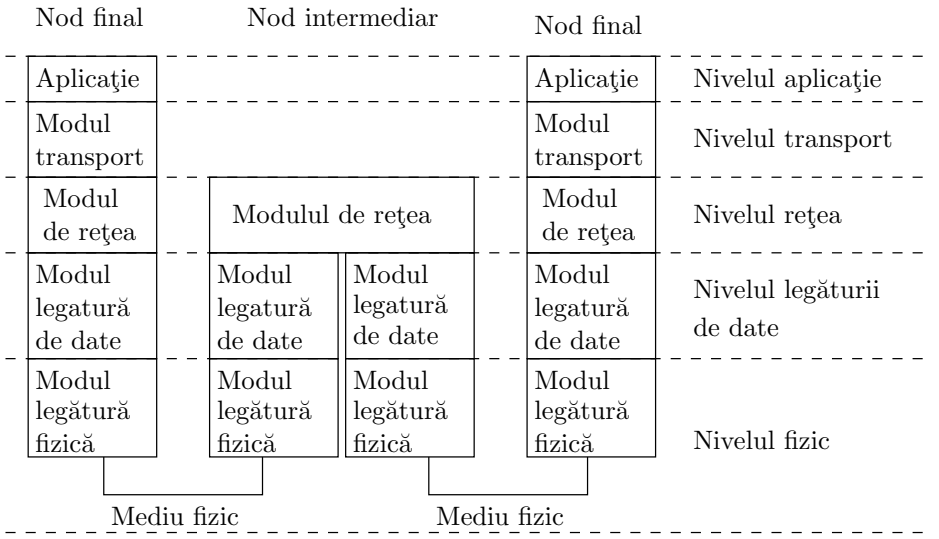


Figura 1.2: Componentele unei părţi dintr-o reţea de calculatoare. Sunt figurate doar componentele implicate în comunicaţia dintre două aplicaţii. Cele două aplicaţii se execută pe două calculatoare între care nu există o legătură directă, dar există o legătură printr-un nod intermediar.

similare celor oferite de reţea aplicaţiilor (aşa cum am văzut în § 1.1), dar serviciile oferite sunt mai primitive. Astfel, nivelul fizic oferă nivelului legăturii de date servicii de transfer de date, dar numai între calculatoare conectate direct şi cu riscul ca datele să fie alterate în timpul transferului sau să se piardă complet. Nivelul legăturii de date oferă nivelului reţea servicii de transfer de date mai sigure, dar în continuare cu restricţia că transferul este posibil doar între calculatoare conectate direct. Nivelul reţea oferă nivelului transport servicii de transfer de date între orice două calculatoare din reţea, dar încă neadecvate utilizării directe de către aplicaţii (lipsa transmisiei sigure, comunicaţie posibilă doar pentru un singur proces aplicaţie la un moment dat, etc.).

Construcţia fiecăruia dintre nivele este independentă de construcţia celorlalte (contează doar interfaţa dintre ele şi parametrii de calitate a serviciului oferit de un nivel celui imediat superior). De exemplu, în proiectarea nivelului reţea, nu ne interesează nici ce aplicaţii vor utiliza reţeaua (acelaşi nivel reţea din Internet este utilizat de aplicaţii de poşta electronică, web, telefonie prin Internet şi videoconferinţe), nici cum este construit nivelul fizic (perechi de conductoare, fibre optice sau legături radio prin satelit).

Modulele, de pe acelaşi nivel, din noduri diferite îşi transmit unul altuia (utilizând în acest scop serviciile oferite de nivelul inferior) două tipuri

de date: *datele utile* a căror transfer este cerut de nivelul superior şi *date de control* necesare coordonării activităţilor modulelor din cadrul nivelului. Regulile de reprezentare a acestor date, de organizare a acestora în mesaje, precum şi regulile după care se trimit mesajele între modulele aceluiaşi nivel alcătuiesc *protocolul de comunicaţie* al nivelului respectiv.

Funcţionarea corectă a unei reţele necesită respectarea, de către toate modulele implicate, a protocoalelor de comunicaţie stabilite.

1.3. Premise generale în elaborarea şi implementarea protocoalelor în reţele

Pe lângă raţiunile pur funcţionale, studiate pe larg în capitolele următoare, în elaborarea şi implementarea protocoalelor intervin raţiuni practice, pe care le vom înşira pe scurt în continuare:

- Deoarece o reţea este formată din multe componente, frecvenţa cu care se întâmplă ca cel puţin o componentă a unei reţele să nu funcţioneze corect este mare. Este necesar ca o defecţiune să afecteze cât mai puţin din reţea, iar componentele a căror defectare duce la căderea întregii reţele trebuie să fie cât mai puţine, eventual nici una.
- Găsirea unei pene într-un sistem complex este, în general, dificilă. Reţeaua trebuie să ofere mecanisme prin care orice defecţiune să fie uşor de localizat.
- Implementări diferite ale unui protocol se pot abate în moduri diferite de la specificaţia protocolului. Este bine ca mici abateri ale partenerului de comunicaţie să fie tolerate. Rezultă de aici principiul că o implementare trebuie *să fie strictă cu ceea ce transmite şi tolerantă cu ceea ce recepţionează.*
- Reţeaua trebuie să funcţioneze astăzi, sau, *un plan bun azi este mai bun decât un plan perfect mâine* (maximă atribuită generalului american George Patton, circa 1944). Momentul standardizării unui protocol este extrem de delicat: dacă este standardizat înainte ca problema de rezolvat să fie bine înţeleasă şi soluţiile posibile bine analizate, rezultă un protocol prost; dacă standardizarea apare prea târziu, după ce s-a răspândit deja un protocol acceptabil, există riscul creerii unui protocol perfect, dar pe care nu-l foloseşte nimeni deoarece înlocuirea sistemelor existente ar fi mai scumpă decât avantajul adus de protocolul mai bun.
- Protocoalele totuşi evoluează, iar oprirea întregii reţele în vederea schimbării echipamentelor afectate de schimbarea protocolului nu este rezonabilă.

Ca urmare, la o schimbare de protocol trebuie avut în vedere existenţa unei perioade de tranziţie în timpul căreia echipamentele noi trebuie să poată comunica cu cele vechi. Tranziţia este mult uşurată dacă protocolul vechi prevede anumite facilităţi. O posibilitate este ca în protocol să se prevadă o fază de negociere în care fiecare entitate anunţă ce versiuni de protocol şi ce extensii de protocol cunoaşte, iar apoi comunicaţia decurge conform versiunii celei mai recente şi cu cele mai multe extensii suportate de ambii parteneri. Altă posibilitate este stabilirea, de la prima versiune a protocolului, a acţiunilor unui dispozitiv, ce implementează o versiune veche a protocolului, la primirea unui mesaj neprevăzut în acea versiune.

- Cerinţe diferite ale diferitelor aplicaţii duc la tendinţa de-a elabora protocoale complexe, care să satisfacă pe toată lumea. Protocoale complexe duc la implementări scumpe şi cu riscuri mari de-a avea erori. Este preferabil un protocol care să ofere câteva operaţii simple care să poată fi combinate după dorinţa aplicaţiei ce-l utilizează. Dacă o astfel de abordare nu este fezabilă, ducând la un protocol prea complex, se recurge la protocoale ce au posibilitatea de-a fi implementate doar parţial; metodele utilizabile în acest scop sunt similare cu cele descrise mai sus pentru facilitarea evoluţiei protocoalelor.

Capitolul 2

Noţiuni de teoria informaţiei

Teoria informaţiei se ocupă cu studiul metodelor de codificare a informaţiei în vederea transmiterii sau stocării acesteia. În cadrul teoriei informaţiei se studiază şi cum se poate măsura cantitatea de informaţie transmisă într-un mesaj şi cum se poate măsura eficienţa unei anumite codificări.

Prin *informaţie* înţelegem cunoştinţele unei entităţi.

În cele ce urmează, ne va interesa problema transmiterii unei informaţii de la o *sursă* la o *destinaţie*. Informaţia de transmis nu este cunoscută iniţial nici de destinaţie, nici de sistemul de transmitere. Ca urmare, *a priori* informaţia de transmis poate fi văzută ca o variabilă aleatoare.

Comunicaţia dintre sursă şi destinaţie se desfăşoară prin intermediul unui *canal de comunicaţie*. Canalul de comunicaţie este capabil să transmită fie o mărime variabilă în timp, numită *semnal* (în esenţă, o funcţie reală continuă), caz în care canalul este numit *continuu*, fie un şir de simboluri dintr-o mulţime finită, caz în care canalul este numit *discret*.

Deoarece canalul nu poate transmite direct informaţia sursei, între sursă şi canal avem nevoie de un dispozitiv, numit *emiţător*, care transformă informaţia utilă, produsă de sursă, într-un semnal sau, după caz, într-un şir de simboluri. Similar, între canal şi destinaţie se plasează un dispozitiv, numit *receptor*, al cărui rol este de-a efectua operaţia inversă, şi anume de-a extrage din semnal sau din şirul de simboluri informaţia utilă pentru destinaţie (fig. 2.1).

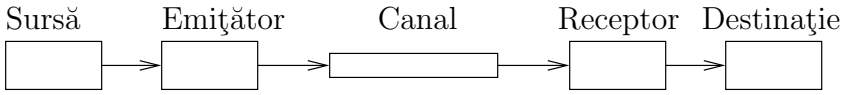


Figura 2.1: Transmisia informaţiei de la sursă la destinaţie

Semnalul sau, după caz, şirul de simboluri ce tranzitează canalul se numeşte *reprezentarea informaţiei*. Regulile de corespondenţă dintre informaţia utilă şi reprezentarea sa poartă denumirea de *schemă de reprezentare a informaţiei*, *schemă de codificare a informaţiei* sau *cod*.

Ca exemplu, o limbă scrisă este o schemă de reprezentare a informaţiei, pentru un canal discret a cărui mulţime de simboluri conţine literele alfabetului limbii respective, precum şi spaţiul şi semnele de punctuaţie. Un text scris într-o limbă este o *reprezentare a informaţiei*, iar conceptele din textul respectiv sunt efectiv *informaţia* conţinută în text.

Ca un al doilea exemplu, limba vorbită este o altă schemă de reprezentare a informaţiei, canalul pentru care este construită fiind de tip continuu.

Schema de codificare a informaţiei se presupune că este stabilită în prealabil şi este cunoscută atât emiţătorului cât şi receptorului. De asemenea, în construcţia schemei de reprezentare a informaţiei se ţine cont de caracteristicile canalului şi de caracteristici generale ale informaţiilor ce trebuie să se poată transmite, însă la elaborarea ei nu se cunosc informaţiile ce trebuiesc efectiv transmise. De exemplu, la elaborarea unei scheme de codificare a literelor dintr-un text utilizând un canal ce poate transmite doar simbolurile 0 şi 1 se poate ţine cont de frecvenţa obişnuită a literelor într-un text, dar nu şi de textul efectiv de transmis.

Restul capitolului tratează scheme de reprezentare a informaţiei pentru canale discrete. Vom studia în continuare:

- proprietăţi generale ale codurilor,
- problema minimizării numărului de simboluri necesare a fi transmise prin canal, precum şi măsurarea cantităţii de informaţie,
- problema codificării în cazul în care canalul alterează şirul de simboluri pe care îl transmite (canal cu perturbaţii).

2.1. Problema codificării informaţiei pentru un canal discret

În cazul unui canal discret, canalul poate transmite un şir de simboluri dintr-o mulţime S, numită *mulţimea simbolurilor de cod* sau *alfabetul canalului*. Elementele lui S se numesc *simboluri de cod* sau, scurt, *simboluri*. Mulţimea S este finită şi are cel puţin două elemente. De regulă $S = \{0, 1\}$.

Pentru şirurile de simboluri de cod vom utiliza următoarele notaţii:

- S^* reprezintă mulţimea şirurilor finite de elemente din S.
- $u \cdot v$ reprezintă concatenarea şirurilor u şi v.

- $|u|$ reprezintă lungimea şirului u; avem $|u \cdot v| = |u| + |v|$, $\forall u, v \in S^*$.
- ε este şirul vid; avem $|\varepsilon| = 0$ şi $u \cdot \varepsilon = \varepsilon \cdot u = u$, $\forall u \in S^*$.

Informaţia transmisă de către sursă constă dintr-un şir de *mesaje*. Fiecare mesaj este un element dintr-o mulţime M de mesaje posibile. Mesajele provin din universul utilizatorului sistemului; ele pot fi propoziţii, litere, numere, etc.

Mulţimea de mesaje M este nevidă şi cel mult numărabilă. De cele mai multe ori M este finită.

Definiţia 2.1 *Numim* funcţie de codificare *sau* cod *orice funcţie injectivă* $c : M \to S^*$, *unde* M *este mulţimea de mesaje, cel mult numărabilă, iar* S *este mulţimea simbolurilor de cod, finită şi având cel puţin două elemente.*

Fiecare mesaj $m \in M$ va fi codificat prin şirul $c(m) \in S^*$.

Definiţia 2.2 *Numim* cuvânt de cod *orice şir de simboluri de cod* $w \in S^*$ *cu proprietatea că există un mesaj* $m \in M$ *astfel încât* $w = c(m)$.

Numim mulţimea cuvintelor de cod *mulţimea* $W = c(M)$.

Un şir de mesaje $(m_1, \ldots, m_k) \in M^*$ (unde M^* desemnează mulţimea şirurilor finite de mesaje din M) va fi codificat prin şirul format prin concatenarea codificărilor mesajelor:

$$c(m_1) \cdot c(m_2) \cdot \ldots \cdot c(m_k).$$

De remarcat că în urma concatenării se pierd delimitările dintre codificările mesajelor individuale. Ca urmare, pentru ca receptorul să poată decodifica fără ambiguităţi orice transmisie a emiţătorului este necesară o proprietate suplimentară a codului, aceea de-a fi unic decodabil:

Definiţia 2.3 *Un cod* $c : M \to S^*$ *se numeşte:*

- cod unic decodabil, *dacă funcţia* $\hat{c} : M^* \to S^*$ *dată prin*

$$\hat{c}(m_1, m_2, \ldots, m_k) = c(m_1) \cdot c(m_2) \cdot c(m_k) \tag{2.1}$$

  este injectivă.
- cod cu proprietatea de prefix *sau* cod prefix, *dacă nu există* $m_1, m_2 \in M$, *cu* $m_1 \neq m_2$, *astfel încât* $c(m_1)$ *să fie prefix pentru* $c(m_2)$ *şi în plus* $c(m) \neq \varepsilon$, $\forall m \in M$.

- cod de lungime fixă, *dacă există o constantă* $l \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$ *astfel încât* $|c(m)| = l$, $\forall m \in M$; *valoarea* l *se numeşte* lungimea codului*;*

Propoziţia 2.4 *Au loc următoarele proprietăţi:*

1. *Orice cod de lungime fixă este cod prefix.*
2. *Orice cod prefix este unic decodabil.*

Demonstraţia este imediată.

Exemplul 2.1: Considerăm mulţimea mesajelor $M = \{a, b, c, d\}$ şi mulţimea simbolurilor de cod $S = \{0, 1\}$. Următorul cod are proprietatea de prefix.

$$\begin{aligned} a &\mapsto 0 \\ b &\mapsto 101 \\ c &\mapsto 11 \\ d &\mapsto 100 \end{aligned}$$

Exemplul 2.2: Următorul cod, obţinut prin oglindirea cuvintelor codului din exemplul anterior, este unic decodabil dar nu are proprietatea de prefix:

$$\begin{aligned} a &\mapsto 0 \\ b &\mapsto 101 \\ c &\mapsto 11 \\ d &\mapsto 001 \end{aligned}$$

Codul nu este prefix întrucât cuvântul de cod 0 care este codificarea mesajului a este prefix al cuvântului de cod 001 care este codificarea mesajului d.

De notat că un cod obţinut prin oglindirea cuvintelor unui cod prefix se numeşte *cod sufix* şi întotdeauna este unic decodabil.

Exemplul 2.3: Codul de mai jos nu este unic decodabil:

$$\begin{aligned} a &\mapsto 0 \\ b &\mapsto 1 \\ c &\mapsto 01 \end{aligned}$$

Codul nu este unic decodabil întrucât şirul de simboluri de cod 01 poate fi codifcarea mesajului c sau a şirului de mesaje ab.

2.2. Coduri cu proprietatea de prefix

Deşi simple, codurile de lungime fixă nu sunt adecvate în următoarele două cazuri:

- pentru obţinerea unui cod eficient, adică având cuvinte cât mai scurte, dacă probabilităţile diverselor mesaje din M sunt diferite (M este mulţimea mesajelor sursei);
- dacă M nu este finită (de exemplu, M este mulţimea numerelor naturale).

În aceste situaţii, trebuie să ne extindem la clase mai largi decât cea a codurilor de lungime fixă. Aşa cum vom vedea în continuarea paragrafului de faţă, clasa codurilor prefix este suficientă în situaţiile enumerate mai sus şi, în acelaşi timp, permite decodificarea destul de simplă a transmisiei.

2.2.1. Reprezentarea arborescentă a codurilor prefix

Unui cod prefix $c : M \to S^*$ i se poate ataşa un arbore în care:

- pentru fiecare nod intern, muchiile descendente sunt cel mult în număr de $|S|$ şi sunt etichetate cu simboluri distincte din S;
- fiecare frunză este etichetată cu câte un mesaj distinct din M;
- cuvântul de cod al unui mesaj este format din simbolurile de cod ale muchiilor de pe lanţul ce uneşte rădăcina cu frunza ataşată mesajului.

Construcţia arborelui se face conform algoritmului 2.1 (*Generează_arbore*).

Exemplul 2.4: Pentru codul din exemplul 2.1 arborele este reprezentat în figura 2.2.

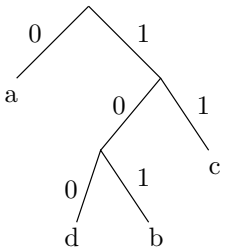


Figura 2.2: Arborele ataşat unui cod prefix

Exemplul 2.5: Fie codul prefix pentru mulţimea mesajelor

$$M = \{\mathrm{a}, \mathrm{b}, \mathrm{c}, \mathrm{d}, \mathrm{e}, \mathrm{f}, \mathrm{g}, \mathrm{h}\}$$

Algoritmul *Generează_arbore*
intrarea: M mulţime finită nevidă
    $c : M \to S^*$ cod prefix
ieşirea: T arborele asociat codului c
algoritmul:
    creează T format doar din rădăcină
    r:=rădăcina lui T
    pentru $m \in M$ execută
        $(s_1, \ldots, s_l)$:=$c(m)$
        x:=r
        pentru i:=$1, l$ execută
            dacă nu există muchie descendentă de la x etichetată cu s_i atunci
                dacă x are asociat un mesaj atunci
                    eroare: c nu este cod este prefix
                sfârşit dacă
                crează y descendent al lui x şi etichetează (x, y) cu s_i
            sfârşit dacă
            x:=descendentul lui x pe muchia etichetată s_i
        sfârşit pentru
        dacă x nu e frunză atunci
            eroare: c nu este cod este prefix
        sfârşit dacă
        asociază m nodului x
    sfârşit pentru
sfârşit algoritm

Algoritmul 2.1: Generarea arborelui asociat unui cod prefix

şi mulţimea simbolurilor de cod $S = \{0, 1, 2\}$:

$$\begin{aligned} \text{a} &\mapsto 0 \\ \text{b} &\mapsto 10 \\ \text{c} &\mapsto 11 \\ \text{d} &\mapsto 12 \\ \text{e} &\mapsto 200 \\ \text{f} &\mapsto 201 \\ \text{g} &\mapsto 21 \\ \text{h} &\mapsto 22 \end{aligned}$$

Arborele ataşat este reprezentat în figura 2.3.

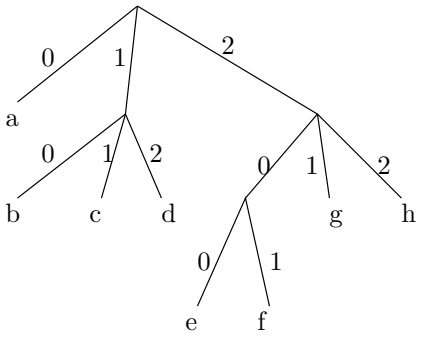


Figura 2.3: Arborele ataşat codului prefix din exemplul 2.5.

2.2.2. Decodificarea în cazul codurilor prefix

Dacă avem un şir de mesaje codificat printr-un cod prefix, decodificarea se poate face prin algoritmul 2.2. Acesta rulează în timp proporţional cu numărul de simboluri de cod din reprezentarea datelor de decodificat.

De remarcat că fiecare mesaj este decodificat de îndată ce ultimul simbol din reprezentarea sa a fost citit şi prelucrat. Acest lucru este posibil numai pentru codurile prefix; din acest motiv, codurile prefix se mai numesc şi *coduri instantanee*.

Exemplul 2.6: Fie codul prefix din exemplul 2.5 (vezi fig. 2.3) şi fie şirul de decodificat:

$$s = 0112000$$

Algoritmul *Decodează*
intrarea: T arborele unui cod prefix $c : M \to S^*$
$s = (s_1, s_2, \ldots, s_l) \in S^*$ un şir finit de simboluri de cod
ieşirea: $m = (m_1, m_2, \ldots, m_k) \in M*$ şirul mesajelor a căror codificare este $s_1, \ldots, s_l$
algoritmul:
m:=ε
x:=rădăcina lui T
pentru i:=$1, l$ execută
dacă nu există muchie descendentă de la x etichetată cu s_i atunci
eroare: s nu este concatenare de cuvinte de cod
sfârşit dacă
x:=descendentul ui x pe muchia etichetată cu s_i
dacă x este frunză atunci
adaugă la m mesajul asociat lui x
x:=rădăcina lui T
sfârşit dacă
sfârşit pentru
dacă x nu este rădăcina lui T atunci
eroare: s nu este concatenare de cuvinte de cod
sfârşit dacă
sfârşit algoritm

Algoritmul 2.2: Decodificarea unei reprezentări printr-un cod prefix

Decodificarea se face astfel: La început x este rădăcina arborelui. Luăm din şirul s primul element; acesta are valoarea 0. Coborâm în arbore de-a lungul muchiei etichetate cu 0 şi ajungem la frunza etichetată „a“. Deoarece am ajuns la o frunză, punem mesajul din eticheta frunzai — adică „a“ — în şirul de mesaje decodificat şi revenim la rădăcină. Urmează simbolul de cod 1; coborâm de-a lungul muchiei 1 şi ajungem în nodul părinte ale nodurilor „b“, „c“ şi „d“. Urmează simbolul 1; coborâm de-a lungul muchiei 1 şi ajungem la frunza „c“; adăugăm „c“ la şirul de mesaje şi revenim la rădăcină. Continuând în acelaşi fel, vom obţine în continuare mesajele „e“ şi „a“. Şirul de mesaje transmis este deci „acea“.

2.2.3. Lungimile cuvintelor unui cod prefix

În cele ce urmează, vom examina o condiţie necesară şi suficientă pentru existenţa unui cod prefix cu lungimi date ale cuvintelor, iar apoi vom arăta că această condiţie este de asemenea necesară pentru existenţa unui cod unic decodabil.

Teorema 2.5 *Fiind dată o mulţime de mesaje M cel mult numărabilă şi o mulţime de simboluri S finită având cel puţin 2 elemente distincte, pentru orice cod $c : M \to S^*$ cu proprietatea de prefix, lungimile cuvintelor de cod $l_i = |c(i)|$, $i \in M$, satisfac următoarea inegalitate (inegalitatea lui Kraft):*

$$\sum_{i \in M} |S|^{-l_i} \leq 1 \tag{2.2}$$

şi, reciproc, dacă numerele naturale $(l_i)_{i \in M}$ satisfac inegalitatea (2.2) atunci există un cod prefix $c : M \to S^*$ având lungimile cuvintelor $|c(i)| = l_i$, $\forall i \in M$.

Demonstraţie. Vom nota în continuare $d = |S|$ şi $K = \sum_{m \in M} d^{-l_m}$.

Vom demonstra întâi prima implicaţie, pentru cazul în care mulţimea mesajelor M este finită. Demonstraţia va fi construită prin inducţie după maximul k al lungimilor cuvintelor de cod ($k = \max_{m \in M} l_m$).

Pentru $k = 1$, înseamnă că toate cuvintele de cod sunt de lungime 1 şi în consecinţă sunt în număr de cel mult d. Ca urmare

$$K = \sum_{m \in M} d^{-1} = |M| \cdot d^{-1} \leq d \cdot d^{-1} = 1.$$

Presupunând inegalitatea lui Kraft adevărată pentru coduri de lungime maximă $k = k_0$, pentru un $k_0 \in \mathbb{N}^*$ arbitrar, să demonstrăm că are loc şi pentru coduri de lungime maximă $k = k_0 + 1$. Pentru aceasta, să construim mulţimile de mesaje

$$M_x = \{m \in M : \text{primul simbol din } c(m) \text{ este } x\}, \ x \in S.$$

Se observă imediat că $(M_x)_{x\in S}$ sunt disjuncte două câte două şi că reuniunea lor este M. Ca urmare

$$K = \sum_{x\in S} \sum_{m\in M_x} d^{-l_m}.$$

Pentru fiecare $x \in M$, restricţia lui c la M_x, $c|_{M_x}$, este de asemenea un cod prefix. Distingem în continuare trei cazuri:

- Dacă M_x are cel puţin 2 elemente, rezultă că toate cuvintele de cod ale elementelor din M_x au lungime mai mare sau egală cu 2, deoarece în caz contrar singurul cuvânt de cod de lungime 1, anume x, ar fi prefix pentru toate celelalte. Eliminând din toate cuvintele de cod primul simbol obţinem un nou cod prefix pentru M_x. Acest cod prefix are toate cuvintele de cod lungime cel mult k_0 şi ca urmare, conform ipotezei de inducţie, satisface inegalitatea lui Kraft, adică

  $$\sum_{m\in M_x} d^{-(l_m-1)} \leq 1,$$

  de unde

  $$\sum_{m\in M_x} d^{-l_m} \leq \frac{1}{d}.$$

- Dacă M_x are un singur element, cuvântul de cod asociat acestui element are lungime cel puţin 1 şi ca urmare din nou

  $$\sum_{m\in M_x} d^{-l_m} \leq \frac{1}{d}.$$

- Dacă $M_x = \emptyset$, avem $\sum_{m\in M_x} d^{-l_m} = 0 \leq \frac{1}{d}$.

Însumând acum pentru toate submulţimile M_x, obţinem:

$$K = \sum_{x\in S} \sum_{m\in M_x} d^{-(l_m)} \leq \sum_{x\in S} \frac{1}{d} = 1.$$

În cazul unei mulţimi M numărabile, construim

$$M_l = \{m \in M : |c(m)| \leq l\}\,,\ l \in \mathbb{N}$$

şi notăm

$$K_l = \sum_{m\in M_k} d^{-(l_m)}.$$

Deoarece, pentru fiecare $l \in \mathbb{N}$, $c|_{M_l}$ este un cod prefix, rezultă $K_l \leq 1$, $\forall l \in \mathbb{N}$. Dar $(K_l)_{l\in\mathbb{N}}$ este un subşir al şirului sumelor parţiale ale unei

Algoritmul *Construieşte_cod*
intrarea: $(l_m)_{m\in M} \subseteq \mathbb{N}$ satisfăcând (2.2)
ieşirea: $c : M \to S^*$ cod prefix cu $|c(m)| = l_m$, $\forall m \in M$
algoritmul:
    $E{:=}\{\varepsilon\}$
    pentru $l{=}1,\max_{m\in M} l_m$ execută
        $E'{:=}\emptyset$
        pentru $w \in E$ execută
            pentru $x \in S$ execută
                $E'{:=}E' \cup \{w \cdot x\}$
            sfârşit pentru
        sfârşit pentru
        $E{:=}E'$
        pentru $m \in M : l_m = l$ execută
            $c(m)$:= o valoare arbitrară din E
            $E{:=}E \setminus \{c(m)\}$
        sfârşit pentru
    sfârşit pentru
sfârşit algoritm

Algoritmul 2.3: Construcţia unui cod prefix cu lungimi date ale cuvintelor de cod

permutări a seriei cu termeni pozitivi $\sum_{m\in M} d^{-l_m}$. De aici rezultă că seria este convergentă şi suma ei K este la rândul ei mai mică sau egală cu 1.

Să demonstrăm acum reciproca, şi anume că inegalitatea lui Kraft implică existenţa unui cod prefix. Construcţia codului va fi realizată de algoritmul 2.3. Demonstrăm în continuare corectitudinea acestui algoritm.

Vom nota în cele ce urmează cu E_k valoarea lui E în cadrul iteraţiei $l = k$ imediat după execuţia instrucţiunii $E{:=}E'$.

Mai întâi, pentru a demonstra că lungimile cuvintelor de cod sunt într-adevăr cele dorite, să arătăm că toate cuvintele din E_k au lungime k. Într-adevăr, la prima iteraţie cuvintele din E_1 se obţin prin concatenarea câte unui simbol din S la şirul vid. Apoi, cuvintele din E_{k+1} se obţin din cuvintele rămase din E_k după atribuirea unora ca şi cuvinte de cod prin adăugarea la final a câte unui simbol din S. Ca urmare, cuvintele din E_{k+1} sunt de lungime k.

Să arătăm acum că se obţine un cod prefix. Dacă un cuvânt din E_k este atribuit unui mesaj, cuvântul de cod respectiv este eliminat din E_k. Cuvintele ce vor fi atribuite în continuare pot avea prefixe de lungime k doar dintre cuvintele rămase în E_k.

Mai trebuie arătat că există întotdeauna în E o valoare de atribuit lui $c(m)$. Pentru aceasta, vom arăta că

$$\sum_{\substack{m\in M\\ l_m\geq k}} d^{k-l_m} \leq |E_k| \tag{2.3}$$

La prima iteraţie, $|E_k| = d$ şi

$$\sum_{\substack{m\in M\\ l_m\geq k}} d^{k-l_m} = d\cdot K \leq d = |E|$$

Presupunând că (2.3) are loc la iteraţia cu $l = k$, la iteratia următoare, în care $l = k + 1$, avem

$$\begin{aligned}
\sum_{\substack{m\in M\\ l_m\geq k+1}} d^{k+1-l_m} &= d\cdot \sum_{\substack{m\in M\\ l_m\geq k+1}} d^{k-l_m} = \\
&= d\left(\sum_{\substack{m\in M\\ l_m\geq k}} d^{k-l_m} - \sum_{\substack{m\in M\\ l_m= k}} d^{k-l_m}\right) = \\
&\leq d(|E_k| - |\{m\in M : l_m = k\}|) = \\
&= |E_{k+1}|
\end{aligned}$$

unde ultima egalitate rezultă din modul de construcţie a lui E_{k+1} din E_k prin eliminarea unui număr de elemente egal cu numărul de cuvinte de

cod de lungime k urmată de înlocuirea fiecărui cuvânt rămas cu d cuvinte obţinute prin adăugarea fiecărei litere posibile din S.

Observăm acum că suma din inegalitatea (2.3) are un număr de termeni de valoare 1 egal cu numărul de cuvinte de lungime k de obţinut şi, ca urmare, există în E_k suficiente cuvinte.♢

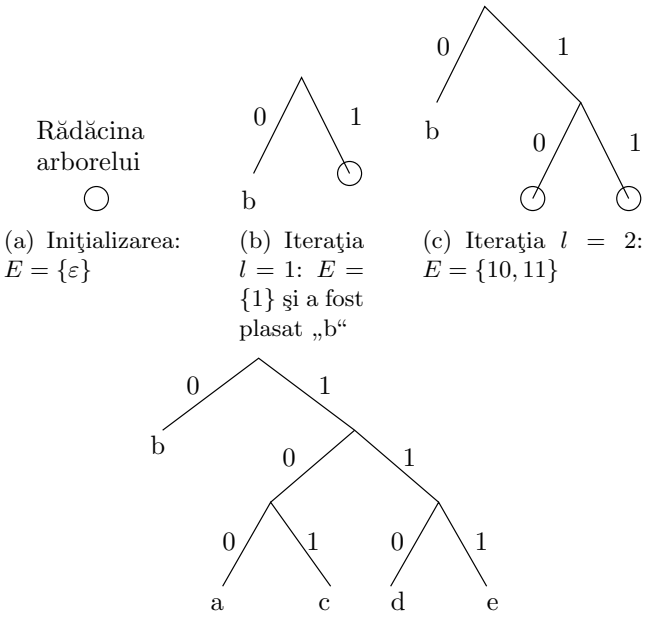
Exemplul 2.7: Dorim construirea unui cod prefix pentru mulţimea $M = \{\mathrm{a}, \mathrm{b}, \mathrm{c}, \mathrm{d}, \mathrm{e}\}$ şi mulţimea de simboluri de cod $S = \{0, 1\}$ cu următoarele lungimi ale cuvintelor de cod: $l_\mathrm{a} = 3$, $l_\mathrm{b} = 1$, $l_\mathrm{c} = 3$, $l_\mathrm{d} = 3$, $l_\mathrm{e} = 3$.

Rezolvare: mai întâi verificăm dacă este satisfăcută inegalitatea lui Kraft:

$$\sum_{m \in M} |S|^{-l_m} = 2^{-3} + 2^{-1} + 2^{-3} + 2^{-3} + 2^{-3} = 1 \leq 1,$$

inegalitatea este satisfăcută şi prin urmare există un cod prefix.

Construcţia propriu-zisă este arătată în figura 2.4. Cerculeţele desemnează nodurile corespunzătoare elementelor din mulţimea E.



(a) Iniţializarea: $E = \{\varepsilon\}$

(b) Iteraţia $l = 1$: $E = \{1\}$ şi a fost plasat „b“

(c) Iteraţia $l = 2$: $E = \{10, 11\}$

(d) Ultima iteraţie, $l = 3$: $E = \emptyset$ şi codul este complet generat

Figura 2.4: Construcţia unui cod prefix cu lungimi fixate ale cuvintelor de cod (exemplul 2.7)

Vom arăta în continuare că inegalitatea lui Kraft este o condiţie necesară pentru existenţa codurilor unic decodabile, nu doar a celor prefix. Avem:

Teorema 2.6 (McMillan) *Pentru orice cod unic decodabil $c : M \to |S|$ are loc inegalitatea:*

$$\sum_{m \in M}^{n} d^{-l_m} \leq 1 \tag{2.4}$$

unde $l_m = |c(m)|$, $m \in M$ şi $d = |S|$.

Demonstraţie. Considerăm mai întâi cazul când M este finită. Să notăm cu $E = \sum_{m \in M}^{n} d^{-l_m}$. Să luăm un $k \in \mathbb{N}^*$ arbitrar şi să calculăm:

$$\begin{aligned} E^k &= \sum_{(m_1,\ldots,m_k) \in M^k} d^{-l_{m_1}} \cdot \ldots \cdot d^{-l_{m_k}} \\ &= \sum_{(m_1,\ldots,m_k) \in M^k} d^{-(l_{m_1}+\ldots+l_{m_k})} \end{aligned} \tag{2.5}$$

Regrupăm acum termenii din (2.5) după valorile sumei $l_{m_1} + \ldots + l_{m_k}$. Pentru aceasta, vom nota cu $N(k, l)$ numărul de termeni din dezvoltarea (2.5) pentru care $l_{m_1} + \ldots + l_{m_k} = l$. Cu alte cuvinte,

$$N(k, l) = \left|\left\{(m_1, \ldots, m_k) \in M^k \ : \ l_{m_1} + \ldots + l_{m_k} = l\right\}\right|.$$

Mai observăm că

$$k \leq l_{m_1} + \ldots + l_{m_k} \leq l_{\max} \cdot k$$

unde $l_{\max}$ este maximul lungimii cuvintelor de cod ($l_{\max} = \max_{m \in M} l_m$). Obţinem:

$$E^k = \sum_{l=k}^{l_{\max} \cdot k} N(k, l) \cdot d^{-l}. \tag{2.6}$$

Să observăm acum că $N(k, l)$ este numărul de şiruri de k mesaje pentru care lungimea codificării şirului este l. Deoarece codul este unic decodabil, aceste codificări sunt distincte şi ca urmare $N(k, l)$ este cel mult egal cu numărul de şiruri distincte de l simboluri de cod, adică

$$N(k, l) \leq d^l.$$

Înlocuind în (2.6), obţinem:

$$E^k \leq \sum_{l=k}^{l_{\max} \cdot k} d^l \cdot d^{-l} = l_{\max} \cdot k - k + 1 \leq l_{\max} \cdot k, \tag{2.7}$$

adică

$$E^k \leq l_{\max} \cdot k. \tag{2.8}$$

Această inegalitate are loc pentru orice $k \in \mathbb{N}^*$. Dacă am avea $E > 1$, atunci pentru un k suficient de mare am avea $E^k > l_{\max} \cdot k$; prin urmare $E \leq 1$.

Dacă M este numărabilă, construim mulţimile

$$M_k = \{m \in M : |c(m) \leq k\}\,,\ \forall k \in \mathbb{N}$$

şi notăm $E_k = \sum_{m \in M_k} d^{-l_m}$. Pentru fiecare $k \in \mathbb{N}$, M_k este finită şi $c|_{M_k}$ este un cod unic decodabil. Ca urmare, $E_k \leq 1$ pentru fiecare $k \in \mathbb{N}$. Observăm acum că $E = \lim_{k \to \infty} E_k \leq 1$.$\diamondsuit$

Corolarul 2.7 *Pentru orice cod unic decodabil, există un cod prefix cu aceleaşi lungimi ale cuvintelor de cod.*

2.3. Coduri optime

Deoarece stocarea sau transmiterea fiecărui simbol de cod implică un cost (timp necesar transmisiei, spaţiu fizic pe suportul de informaţie, etc), este natural să căutăm un cod pentru care numărul de simboluri de cod necesare transmiterii şirului de mesaje al sursei este cât mai mic. Se impun însă câteva precizări cu privire la această minimizare.

Mai întâi, codul trebuie elaborat necunoscând informaţia particulară pe care urmează s-o trimită sursa. Prin urmare, nu se poate cere minimizarea lungimii reprezentării informaţiei transmise efectiv de sursă. Se va minimiza deci numărul mediu de biţi necesari reprezentării unui mesaj al sursei.

În al doilea rând, acest număr mediu de biţi se consideră în sens probabilistic, de valoare medie a unei variabile aleatoare. Anume, fiecare mesaj al sursei poate fi considerat o variabilă aleatoare cu valori din mulţimea M de mesaje ale sursei. Lungimea reprezentării mesajului este de asemenea o variabilă aleatoare, a cărei valoare medie este ceea ce dorim să minimizăm.

Probabilităţile diferitelor mesaje ale sursei se pot estima pe diverse căi fie analizând teoretic fenomenele pe baza cărora funcţionează sursa, fie analizând statistic şiruri de mesaje trimise de sursă. Ca exemplu, dacă mesajele sursei sunt litere ce alcătuiesc un text într-o anumită limbă, se poate determina statistic frecvenţa fiecărei litere, precum şi frecvenţele unor succesiuni de litere.

2.3.1. Cantitatea de informaţie

Cantitatea de informaţie purtată de un mesaj este o măsură a incertitudinii pe care destinatarul o avea imediat înainte de primirea mesajului şi care este eliminată în urma primirii mesajului.

Cantitatea de informaţie purtată de un mesaj trebuie deci să fie mică dacă pentru destinatar evenimentul anunţat de mesaj era aproape sigur şi mare dacă este un eveniment total neaşteptat. Este de dorit, de asemenea, ca măsura informaţiei să fie aditivă, în sensul că privind ca un singur mesaj o succesiune de două mesaje, cantitatea de informaţie purtată de mesajul compus să fie suma cantităţilor de informaţie purtate de cele două mesaje separat.

Aşa cum vom vedea în continuare, cantitatea de informaţie purtată de un mesaj va fixa o limită inferioară teoretică a numărului de simboluri de cod necesare codificării mesajului.

De notat că cantitatea de informaţie nu are nici o legătură cu utilitatea informaţiei.

Definiţia 2.8 *Fie o sursă care emite un şir de mesaje* $m_1, m_2, \ldots, m_t \in M$. Cantitatea de informaţie *adusă de mesajul* m_t *este*

$$\text{info}(m_t) = -\log_2 \Pr(m_t | m_1, m_2, \ldots, m_{t-1}).$$

Altfel spus, cantitatea de informaţie adusă de un mesaj m_t în contextul (adică urmând după) m_1, m_2,...,m_{t-1} este minus logaritmul probabilităţii ca al t-lea mesaj să fie m_t, condiţionată de faptul că mesajele precedente au fost m_1, m_2,...,m_{t-1}.

În cazul unei surse *ergotice*, adică pentru care probabilitatea ca un mesaj să aibă o anumită valoare este independentă de mesajele anterioare şi de poziţia (numărul de ordine) mesajului în şirul de mesaje, putem, pentru fiecare $m \in M$, să notăm cu p_m probabilitatea ca un anumit mesaj din şirul de mesaje să aibă valoarea m. Atunci cantitatea de informaţie adusă de un mesaj m este $\text{info}(m) = -\log_2 p_m$.

Unitatea de măsură pentru cantitatea de informaţie este *bitul*.

A nu se confunda bitul cu sensul de unitate de măsură pentru cantitatea de informaţie cu bitul cu sensul de cifră binară. Există o legătură între aceste noţiuni, şi anume, aşa cum vom vedea, pentru a transmite un bit de informaţie avem nevoie cel puţin de un bit (cifră binară).

Exemplul 2.8: Dacă emiţătorul anunţă receptorului rezultatul aruncării unei monede, mesajul *a căzut cu faţa în sus* poartă o cantitate de informaţie egală cu $-\log_2 \frac{1}{2} = -(-1) = 1\text{bit}$.

Exemplul 2.9: În textul acestei lucrări, 10,7% dintre litere sunt „a“, şi doar 1,1% sunt „b“. Cu aceste cunoştinţe, receptorul se va aştepta de la fiecare literă să fie „a“ cu probabilitate de 10,7% şi „b“ cu probabilitate de 1,1%. În aceste condiţii, fiecare literă „a“ poartă $-\log_2 0{,}107 \approx 3{,}224$ biţi de informaţie, şi fiecare literă „b“ poartă $-\log_2 0{,}011 \approx 6{,}5$ biţi.

Exemplul 2.10: Presupunem că emiţătorul informează receptorul asupra rezultatului aruncării unui zar. Dacă emiţătorul trimite mesajul *numărul este între 1 şi 4* cantitatea de informaţie este $-\log_2 \frac{4}{6} \approx 0{,}58$ biţi. Dacă emiţătorul anunţă acum că numărul este 3, probabilitatea acestui caz, cu informaţiile disponibile imediat înainte, este $\frac{1}{4}$, de unde cantitatea de informaţie purtată de mesajul *numărul este 3* este $-\log_2 \frac{1}{4} = 2$ biţi. Să observăm că, dacă emiţătorul ar fi spus de la început *numărul este 3*, cantitatea de informaţie transmisă ar fi fost $-\log_2 \frac{1}{6} \approx 2{,}58$ biţi.

Definiţia 2.9 *Fie o sursă de informaţie ce emite mesaje dintr-o mulţime M, fiecare mesaj $m \in M$ având o probabilitate p_m de-a fi emis. Se numeşte* entropia *sursei de informaţie cantitatea*

$$H = -\sum_{m \in M} p_m \cdot \log p_m \tag{2.9}$$

Cu alte cuvinte, entropia este cantitatea medie de informaţie per mesaj.

2.3.2. Lungimea medie a cuvintelor de cod

Definiţia 2.10 *Fie o sursă ce emite mesaje dintr-o mulţime M. Pentru fiecare $m \in M$, fie p_m probabilitatea mesajului m şi fie $c : M \to S^*$ un cod unic decodabil. Se numeşte* lungimea medie a *cuvintelor codului c valoarea*

$$\bar{l} = \sum_{m \in M} p_m \cdot |c(m)|.$$

Definiţia 2.11 *Un cod unic decodabil $c : M \to S^*$ se numeşte* cod optim *dacă lungimea medie a cuvintelor sale este mai mică sau egală decât lungimea medie a cuvintelor oricărui cod unic decodabil $c' : M \to S^*$.*

Există următoarea limită inferioară pentru lungimea medie a cuvintelor de cod:

Teorema 2.12 *Fie o sursă ce emite mesaje dintr-o mulţime M, fie H entropia sursei şi fie $c : M \to S^*$ un cod unic decodabil. Atunci lungimea medie $\bar{l}$ a cuvintelor codului c satisface*

$$\bar{l} \geq \frac{H}{\log_2 |S|}. \tag{2.10}$$

În particular, dacă $|S| = 2$, atunci rezultă $\bar{l} \geq H$. Cu alte cuvinte avem nevoie cel puţin de un simbol binar (un bit) pentru a transmite un bit de informaţie.

Definiţia 2.13 *Se numeşte* eficienţa *unui cod raportul $\eta = \frac{H}{\bar{l} \log_2 |S|}$, unde H este entropia sursei, $\bar{l}$ este lungimea medie a cuvintelor de cod, iar S este mulţimea simbolurilor de cod.*

Se numeşte redundanţa relativă *valoarea $1 - \eta$.*

Eficienţa şi redundanţa relativă sunt numere cuprinse între 0 şi 1.

Valoarea minimă, dată teorema 2.12, pentru lungimea medie a cuvintelor de cod poate fi atinsă efectiv, adică se poate obţine eficienţa $\eta = 1$, doar în anumite cazuri. Motivul pentru care ea nu poate fi întotdeauna atinsă este dată de natura discretă a simbolurilor de cod. Ideal, lungimea cuvintelor de cod ar trebui să fie $l_m = -\log_{|S|} p_m$. Pentru aceste valori inegalitatea lui Kraft este satisfăcută:

$$\sum_{m \in M} |S|^{-l_m} = \sum_{m \in M} |S|^{-(-\log_{|S|} p_m)} = \sum_{m \in M} p_m = 1 \leq 1,$$

prin urmare ar exista un cod unic decodabil şi limita din teorema 2.12 ar fi atinsă:

$$\begin{aligned} \bar{l} &= \sum_{m \in M} p_m \cdot \left(-\log_{|S|} p_m \right) = -\sum_{m \in M} p_m \cdot \frac{\log_2 p_m}{\log_2 |S|} \\ &= \frac{1}{\log_2 |S|} \cdot \left(-\sum_{m \in M} p_m \cdot \log_2 p_m \right) = \frac{H}{\log_2 |S|}. \end{aligned}$$

Acest lucru se poate realiza însă numai dacă $l_m = -\log_{|S|} p_m$ sunt toate întregi.

În cazul general putem doar să alegem ca lungimi ale cuvintelor de cod valorile mai mari, $l_m = \lceil -\log_{|S|} p_m \rceil$. Pentru aceste valori avem

$$-\log_{|S|} p_m \leq l_m < -\log_{|S|} p_m + 1$$

de unde rezultă:

Teorema 2.14 *Fie o sursă ergotică ce emite mesaje dintr-o mulţime M, fie H entropia sursei şi fie S o mulţime de simboluri de cod. Atunci există un cod $c : M \to S^*$ unic decodabil a cărui lungime medie $\bar{l}$ a cuvintelor de cod satisface*

$$\frac{H}{\log_2 |S|} \leq \bar{l} < \frac{H}{\log_2 |S|} + 1. \tag{2.11}$$

Rezultatul teoremei precedente poate fi îmbunătăţit dacă în loc să considerăm mesajele sursei ca fiind mesajele din M considerăm succesiuni de mesaje din M, construim un cod pentru acestea din urmă şi determinăm raportul dintre lungimea medie a cuvântului de cod şi numărul de mesaje din M codificate prin acesta. În detaliu, construcţia este următoarea:

Fixăm $k \in \mathbb{N}$. Considerăm o a doua sursă, ale cărei mesaje vor fi succesiuni de k mesaje ale sursei originale. Mulţimea de mesaje ale noii surse este prin urmare M^k. Probabilităţile mesajelor sunt $p_{(m_1,\ldots,m_k)} = p_{m_1} \cdot \ldots \cdot p_{m_k}$. Vom nota cu H_k entropia noii surse. Avem

$$\begin{aligned}
H_k =& - \sum_{(m_1,\ldots,m_k)\in M^k} p_{(m_1,\ldots,m_k)} \log_2 p_{(m_1,\ldots,m_k)} = \\
=& - \sum_{(m_1,\ldots,m_k)\in M^k} p_{m_1} \cdot \ldots \cdot p_{m_k} \cdot (\log_2 p_{m_1} + \ldots + \log_2 p_{m_k}) = \\
=& - \sum_{i=1}^{k} \sum_{(m_1,\ldots,m_k)\in M^k} p_{m_1} \cdot \ldots \cdot p_{m_k} \cdot \log_2 p_{m_i} = \\
=& \sum_{i=1}^{k} \left(\sum_{(m_1,\ldots,m_{i-1},m_{i+1},\ldots,m_k)\in M^{k-1}} p_{m_1} \cdot \ldots \cdot p_{m_{i-1}} \cdot p_{m_{i+1}} \cdot \ldots \cdot p_{m_k} \right) \cdot \\
& \cdot \left(- \sum_{m_i \in M} p_{m_i} \cdot \log_2 p_{m_i} \right) = \\
=& \sum_{i=1}^{k} 1 \cdot H = \\
=& k \cdot H
\end{aligned}$$

Conform teoremei 2.14, există un cod $c : M^k \to S^*$ pentru care lungimea medie a cuvintelor de cod, $\overline{l^{(k)}}$, satisface

$$\frac{H_k}{\log_2 |S|} \leq \overline{l^{(k)}} < \frac{H_k}{\log_2 |S|} + 1.$$

Numărul mediu de simboluri de cod utilizate pentru a transmite un mesaj din M este $\frac{\overline{l^{(k)}}}{k}$, care este delimitat de

$$\frac{H}{\log_2 |S|} \leq \frac{\overline{l^{(k)}}}{k} < \frac{H}{\log_2 |S|} + \frac{1}{k}.$$

Prin urmare, pentru orice $\varepsilon > 0$, putem alege un $k \in \mathbb{N}$ astfel încât codificând câte k mesaje succesive din M să obţinem un număr de simboluri pe mesaj încadrat între

$$\frac{H}{\log_2 |S|} \leq \frac{\overline{l^{(k)}}}{k} < \frac{H}{\log_2 |S|} + \varepsilon.$$

2.3.3. Generarea codului optim prin algoritmul lui Huffman

Ne vom ocupa în continuare de generarea efectivă a unui cod optim pentru o sursă cu probabilităţi cunoscute ale mesajelor. Algoritmul cel mai utilizat pentru aceasta este algoritmul lui Huffman (algoritmul 2.4).

Ca idee de bază, algoritmul lui Huffman construieşte arborele unui cod prefix în modul următor: pleacă de la n arbori (n fiind numărul de mesaje) fiecare constând doar din rădăcină, după care uneşte câte $|S|$ arbori ($|S|$ fiind numărul de simboluri de cod) ca subarbori ai unui nod nou creat. La fiecare unire, se iau arborii cu sumele probabilităţilor mesajelor asociate cele mai mici; în caz de egalitate între probabilităţi, se iau oricare dintre arborii de probabilităţi egale. Algoritmul se termină în momentul în care rămâne un singur arbore.

Dacă $|S| > 2$ şi n nu este de forma $(|S| - 1)k + 1$ cu $k \in \mathbb{N}$, astfel că nu s-ar putea uni de fiecare dată exact $|S|$ arbori, la prima unire se vor uni $(n - 2) \bmod (|S| - 1) + 2$ arbori, astfel încât la toate celelalte uniri să se unească câte $|S|$ arbori şi în final să rămână exact un arbore.

Exemplul 2.11: Fie o sursă având mulţimea mesajelor posibile

$$M = \{\mathrm{a}, \mathrm{b}, \mathrm{c}, \mathrm{d}, \mathrm{e}\}$$

cu probabilităţile corepsunzătoare $p_\mathrm{a} = 0{,}35$, $p_\mathrm{b} = 0{,}15$, $p_\mathrm{c} = 0{,}15$, $p_\mathrm{d} = 0{,}15$, $p_\mathrm{e} = 0{,}20$ şi fie alfabetul canalului $S = \{0, 1\}$. Generarea codului optim se face astfel (vezi fig. 2.5):

- În prima fază creem noduri izolate corespunzătoare mesajelor sursei (fig. 2.5(a));
- Alegem două noduri cu cele mai mici probabilităţi şi le unim. Acestea pot fi „b“ cu „c“, „b“ cu „d“ sau „c“ cu „d“. Oricare dintre alegeri duce la un

Algoritmul *Huffman*
intrarea: M mulţime finită de mesaje
$p_m \in (0,1)$, $m \in M$, probabilităţile mesajelor; $\sum_{m \in M} p_m = 1$ $S = \{s_1, s_2, \ldots, s_d\}$ mulţime finită de simboluri de cod, $d \geq 2$
ieşirea: $c : M \to S^*$ cod prefix
algoritmul:
E:=M
d':=$(|M| - 2) \bmod (|S| - 1) + 2$
cât timp $|E| > 1$ execută
alege $e_1, \ldots, e_{d'} \in E$ cu $p_{e_i} \leq p_{e^*}$, $\forall i \in \{1, \ldots, d'\}$, $\forall e^* \in E \setminus \{e_1, \ldots, e_{d'}\}$
crează t unic
pentru $i \in \{1, \ldots, d'\}$ execută
pune e_i ca fiu al lui t
$s_{(t,e_i)}$:=s_i
sfârşit pentru
p_t:=$\sum_{i=1}^{d'} p_{e_i}$
E:=$(E \setminus \{e_1, \ldots, e_{d'}\}) \cup \{t\}$
d':=d
sfârşit cât timp
c:=codul prefix asociat unicului arbore din E
sfârşit algoritm

Algoritmul 2.4: Algoritmul lui Huffman

cod optim. Să alegem „b“ cu „c“. Calculăm şi probabilitatea arborelui rezultat: $0{,}15 + 0{,}15 = 0{,}3$. (fig. 2.5(b)).

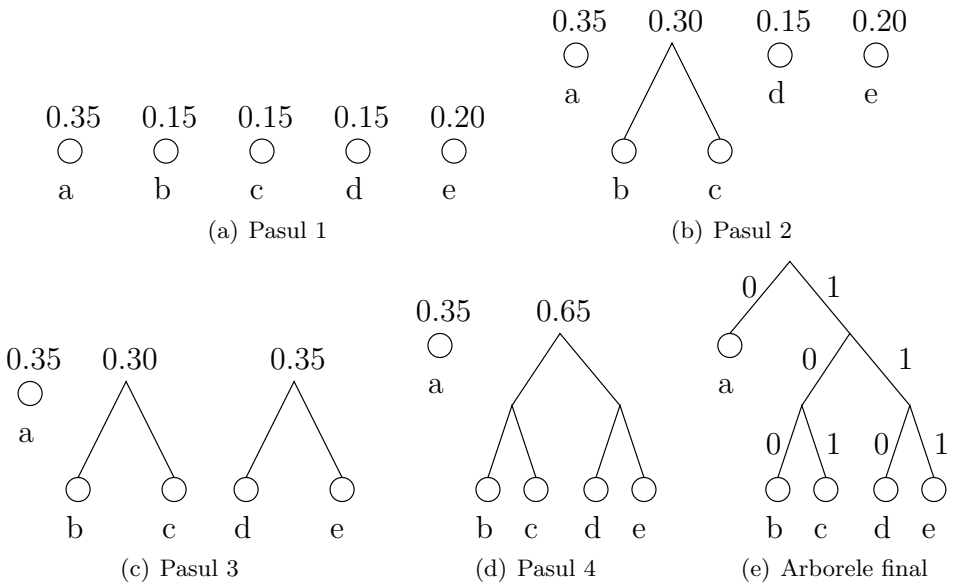
- În continuare unim din nou arborii de probabilităţi minime; acum aceştia sunt „d“ şi „e“ (fig. 2.5(c)).
- Avem acum două posibilităţi: arborele ce conţine pe „b“ şi pe „c“ poate fi unit fie cu arborele format din „a“, fie cu arborele format din „d“ şi „e“. Alegem a doua variantă.
- În final unim cei doi arbori rămaşi.

Avem acum codurile mesajelor: $c(\mathrm{a}) = 0$, $c(\mathrm{b}) = 100$, $c(\mathrm{c}) = 101$, $c(\mathrm{d}) = 110$, $c(\mathrm{e}) = 111$. Lungimea medie a cuvintelor de cod este

$$\bar{l} = 0{,}35 \cdot 1 + 0{,}15 \cdot 3 + 0{,}15 \cdot 3 + 0{,}15 \cdot 3 + 0{,}2 \cdot 3 = 2{,}3$$

Pentru comparaţie, entropia este

$$\begin{aligned} H = &- 0{,}35 \log_2 0{,}35 + 0{,}15 \log_2 0{,}15 + 0{,}15 \log_2 0{,}15 + \\ &+ 0{,}15 \log_2 0{,}15 + 0{,}2 \log_2 0{,}2 \\ \approx &2{,}226121 \end{aligned}$$

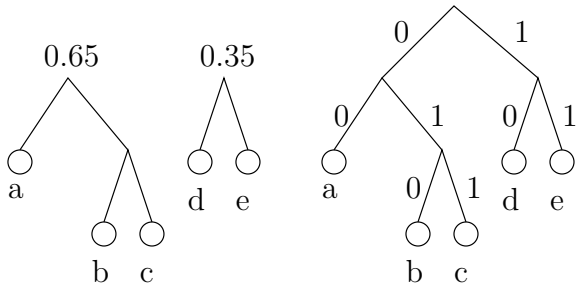


(a) Pasul 1 (b) Pasul 2 (c) Pasul 3 (d) Pasul 4 (e) Arborele final

Figura 2.5: Funcţionarea algoritmului Huffman, exemplul 2.11

Dacă la pasul 4 s-ar fi ales cealaltă posibilitate, ar fi rezultat mulţimea de arbori din figura 2.6(a) şi în final arborele asociat codului prefix din figura 2.6(b). Să observăm că se obţine exact aceeaşi lungime medie a cuvintelor de cod:

$$\bar{l} = 0{,}35 \cdot 2 + 0{,}15 \cdot 3 + 0{,}15 \cdot 3 + 0{,}15 \cdot 2 + 0{,}2 \cdot 2 = 2{,}3$$



(a) Pasul 4 (b) Arborele final

Figura 2.6: Variantă alternativă pentru paşii 4 şi 5 (exemplul 2.11)

EXEMPLUL 2.12: Fie o sursă având mulţimea mesajelor posibile

$$M = \{\mathrm{a}, \mathrm{b}, \mathrm{c}, \mathrm{d}, \mathrm{e}, \mathrm{f}\}$$

cu probabilităţile corepsunzătoare $p_{\mathrm{a}} = 0{,}4$, $p_{\mathrm{b}} = 0{,}15$, $p_{\mathrm{c}} = 0{,}15$, $p_{\mathrm{d}} = 0{,}1$, $p_{\mathrm{e}} = 0{,}1$, $p_{\mathrm{f}} = 0{,}1$ şi fie alfabetul canalului $S = \{0, 1, 2\}$.

Construcţia codului prin algoritmul lui Huffman este prezentată în figura 2.7. Lungimea medie a cuvintelor de cod este $\bar{l} = 1{,}6$, entropia este $H \approx 2{,}346439$ şi avem

$$\frac{H}{\log_2 |S|} \approx \frac{2{,}346439}{1{,}5849625} \approx 1{,}4804382 \leq 1{,}6 = \bar{l}$$

Teorema 2.15 *Codul obţinut prin algoritmul Huffman este optim.*

Pentru demonstraţie avem nevoie de câteva leme ce descriu proprietăţi ale unui cod optim. În cele ce urmează vom nota cu $L(c)$ lungimea medie a cuvintelor unui cod c.

Lema 2.16 *Fie M mulţimea mesajelor sursei, fie p_m, $m \in M$, probabilităţile mesajelor sursei, fie S alfabetul canalului şi fie $c : M \to S^*$ un cod optim. Pentru orice mesaje $m_1, m_2 \in M$, dacă $p_{m_1} < p_{m_2}$ atunci $|c(m_1)| \geq |c(m_2)|$.*

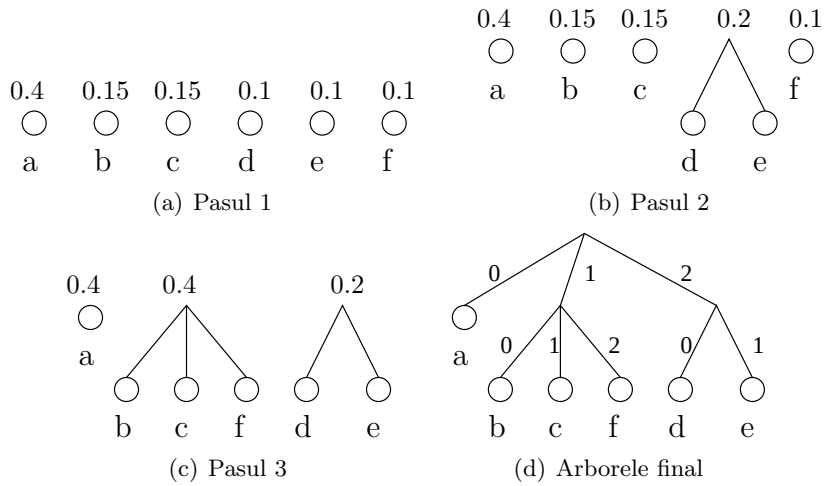


Figura 2.7: Funcţionarea algoritmului lui Huffman, exemplul 2.12

Demonstraţie. Presupunem contrariul: $\exists m_1, m_2 \in M$, $p_{m_1} < p_{m_2}$ şi $|c(m_1)| < |c(m_2)|$. Construim atunci un alt cod, $c' : M \to S^*$, prin interschimbarea cuvintelor de cod asociate mesajelor m_1 şi m_2:

$$c'(m) = \begin{cases} c(m_2) & , \ m = m_1 \\ c(m_1) & , \ m = m_2 \\ c(m) & , \ m \in M \setminus \{m_1, m_2\} \end{cases}$$

Avem

$$\begin{aligned} L(c') = & \sum_{m \in M} p_m \cdot |c'(m)| = \\ = & L(c) - p_{m_1}|c(m_1)| - p_{m_2}|c(m_2)| + p_{m_1}|c(m_2)| + p_{m_2}|c(m_1)| = \\ = & L(c) + (p_{m_1} - p_{m_2})(|c(m_2)| - |c(m_1)|) < \\ < & L(c) \end{aligned}$$

adică c' are lungimea cuvintelor de cod mai mică decât c, de unde rezultă că c nu este cod optim.$\diamondsuit$

Lema 2.17 *Fie M mulţimea mesajelor sursei, $|M| \geq 2$, fie S alfabetul canalului, fie $c : M \to S^*$ un cod optim şi fie $l_{\max}$ lungimea celui mai lung cuvânt al codului c ($l_{\max} = \max_{m \in M} |c(m)|$). Atunci există cel puţin $(n-2) \bmod (|S|-1) + 2$ cuvinte de cod de lungime $l_{\max}$.*

Demonstraţie. Conform corolarului 2.7, există un cod prefix cu aceleaşi lungimi ale cuvintelor de cod ca şi codul c. Deoarece ne interesează doar

lungimile cuvintelor de cod, putem, fără a restrânge generalitatea, să presupune că c este cod prefix.

Considerăm arborele asociat codului c. Vom numi *numărul de poziţii libere* ale unui nod intern (un nod ce are cel puţin un fiu) valoarea $|S|$ minus numărul de fii. Observăm următoarele:

- Cu excepţia penultimului nivel, fiecare nod intern are zero poziţii libere Într-adevăr, în caz contrar s-ar putea muta o frunză de pe ultimul nivel ca descendent al nodului cu cel puţin o poziţe liberă; prin această operaţie ar scădea lungimea cuvântului de cod corespunzător şi ca urmare ar scădea lungimea medie a cuvintelor de cod, contrazicând ipoteza că c este optim.
- Suma numerelor poziţiilor libere ale nodurilor penultimului nivel este cel mult $|S| - 2$. Dacă arborele are înălţime 1, atunci unicul nod intern este rădăcina, aceasta are cel puţin 2 fii, deoarece $|M| \geq 2$, şi, în consecinţă, numărul poziţiilor libere este cel mult $|S| - 2$. Considerăm acum un arbore de înălţime cel puţin 2 şi să presupunând prin absurd că am avea $|S| - 1$ poziţii libere. Fie t un nod intern de pe penultimul nivel şi fie k numărul de descendenţi ai săi. Nodul t are $|S| - k$ poziţii libere, deci mai rămân cel puţin $k - 1$ poziţii libere la celelalte noduri. Mutăm $k - 1$ dintre descendenţii lui t pe poziţii libere ale altor noduri ale penultimului nivel; lungimile cuvintelor de cod se păstrează. Acum t are un singur descendent. Putem elimina nodul t subordonând unicul său descendent direct parintelui lui t; în acest fel lungimea cuvântului de cod corespunzător scade cu 1 şi lungimea medie a cuvântului de cod scade cu o valoare nenulă, ceea ce contrazice din nou ipoteza că c e optim.

Pentru un arbore cu k noduri interne şi cu numărul total de poziţii libere 0, numărul de frunze, care este egal cu numărul n de mesaje, este $n = k \cdot (|S| - 1) + 1$. Acest lucru se demonstrează imediat prin inducţie după k. Dacă arborele are în total j poziţii libere, prin completarea acestora cu frunze ar rezulta un arbore cu 0 poziţii libere şi $n + j$ frunze; prin urmare

$$n = k \cdot (|S| - 1) + 1 - j$$

Notând $q = |S| - j - 2$, avem

$$n = k \cdot (|S| - 1) + q - |S| + 3 = (k - 1) \cdot (|S| - 1) + 2 + q$$

Deoarece $0 \leq j \leq |S| - 2$ rezultă $0 \leq q \leq |S| - 2$ de unde

$$q = (n - 2) \bmod (|S| - 1)$$

Penultimul nivel contine cel puţin un nod intern, de unde rezultă că pe ultimul nivel există cel puţin $|S| - j$ frunze. Cum $|S| - j = q + 2$ rezultă că pe ultimul nivel avem cel puţin

$$q + 2 = (n - 2) \bmod (|S| - 1) + 2$$

frunze.♢

Demonstraţia teoremei 2.15. Fie n numărul de mesaje. Vom demonstra prin inducţie după numărul $k = \left\lceil \frac{n-1}{|S|-1} \right\rceil$.

Pentru $k = 1$, adică $n \leq |S|$, algoritmul lui Huffman face o singură unificare, rezultând cuvinte de cod de lungime 1 pentru toate mesajele. Un astfel de cod este optim, deoarece cuvinte de cod de lungime mai mică decât 1 nu sunt permise.

Presupunem acum că algoritmul Huffman generează codul optim pentru un k dat şi să-i demonstrăm optimalitatea pentru $k+1$. Să luăm deci o mulţime de mesaje M cu $k(|S|-1)+1 \leq |M| \leq (k+1)(|S|-1)$, să notăm cu p_m, $m \in M$, probabilităţile mesajelor, să notăm cu c_h codul generat de algoritmul lui Huffman şi cu c_o un cod prefix optim pentru aceeaşi mulţime de mesaje şi aceleaşi probabilităţi şi să notăm cu $L(c_h)$, respectiv $L(c_o)$ lungimile medii ale cuvintelor de cod corespunzătoare. Avem de demonstrat că $L(c_h) \leq L(c_o)$.

Deoarece c_o este un cod optim, aplicând lema 2.17 deducem că c_o are cel puţin $(n-2) \bmod (|S|-1)+2$ cuvinte de lungime maximă. Din lema 2.16, deducem că acestea sunt cuvintele corespunzătoare mesajelor cu probabilităţile cele mai mici, adică fie mesajele $e_1, \ldots, e_{d'}$ alese de algoritmul lui Huffman pentru prima unificare, fie mesaje de aceleaşi probabilităţi; în al doilea caz putem, prin interschimbări de cuvinte de cod, să facem ca cele $(n-2) \bmod (|S|-1)+2$ cuvinte de lungime maxmimă din c_o să fie cele alese în prima etapă a algoritmului lui Huffman, fără ca prin aceasta să pierdem optimalitatea lui c_o. De asemenea, prin interschimbări de cuvinte de cod, putem face ca celor $(n-2) \bmod (|S|-1)+2$ mesaje alese de algoritmul lui Huffman să le corespundă prin c_o cuvinte de cod ce diferă doar prin ultimul simbol.

Creem acum un cod $c'_o : (M \setminus \{e_1, \ldots, e_{d'}\}) \cup \{t\} \to S^*$, unde t este un obiect nou introdus, dând ca valoare pentru $c(t)$ prefixul comun al lui $c(e_1)$,...,$c(e_{d'})$. În acelaşi mod, creem un cod c'_h pornind de la c_h. Observăm acum că, notând $p_t = \sum_{i=1}^{d'} p_{e_i}$, avem $L(c'_o) = L(c_o) - p_t$ şi analog, $L(c'_h) = L(c_h) - p_t$. Să mai remarcăm că c'_h este codul produs de algoritmul lui Huffman pentru mulţimea de mesaje $(M \setminus \{e_1, \ldots, e_{d'}\}) \cup \{t\}$ şi, conform ipotezei de inducţie, el este optim; prin urmare $L(c'_h) \leq L(c'_o)$. De aici rezultă $L(c_h) \leq L(c_o)$, deci codul obtinut prin algoritmul lui Huffman este optim.♢

2.3.4. Compresia fişierelor

Codarea optimală este ceea ce face orice program de compresie a fişierelor. Algoritmul Huffman este folosit aproape de orice algoritm de compresie, însă de regulă nu direct asupra octeţilor din datele de comprimat.

Algoritmii de compresie utilizaţi în practică se folosesc şi de dependenţele între octeţii succesivi.

Utilizarea oricărui cod presupune că receptorul cunoaşte codul folosit de emiţător. Transmiterea separată a codului către receptor riscă să contrabalanseze câştigul obţinut prin codare optimală. *Metodele adaptative* presupun că emiţătorul începe emisia cu un cod standard, după care îl modifică pentru a-l optimiza conform frecvenţelor observate în date. Dacă algoritmul de generare a codului este fixat şi codul folosit la un moment dat depinde doar de datele trimise (codate) deja, atunci receptorul poate recalcula codul folosit de emiţător (folosind acelaşi algoritm ca şi emiţătorul).

De notat că nici un cod nu poate folosi mai puţini biţi pentru codare decât cantitatea de informaţie transmisă. În lipsa redundanţei, nu e posibilă compresia. Ca o consecinţă, nici un program de compresie nu poate comprima un şir aleator de octeţi.

2.4. Coduri detectoare şi corectoare de erori

Vom studia în cele ce urmează problema transmisiei informaţiei în situaţia unui canal discret, dar care alterează şirul de simboluri de cod transmise. În practică, o astfel de alterare este efectul zgomotelor ce se suprapun peste semnalul transmis de nivelul fizic (vezi capitolul 3); din acest motiv un astfel de canal se numeşte *canal cu zgomot* sau *canal cu perturbaţii*.

Pentru transmiterea corectă a datelor printr-un canal cu perturbaţii este necesar un mecanism care să permită fie *detectarea* fie *corectarea* erorilor de transmisie. Ambele mecanisme permit receptorului să determine dacă un cuvânt de cod a fost transmis corect sau a fost alterat de către canal. În cazul unui cuvânt alterat:

- *detectarea erorilor* presupune că receptorul informează destinaţia de acest lucru;
- *corectarea erorilor* presupune că receptorul determină cuvântul de cod cel mai probabil să fi fost transmis de către emiţător şi dă sursei mesajul corespunzător acelui cuvânt.

Ca principiu, atât detectarea cât şi corectarea erorilor se bazează pe un cod în care nu orice secvenţă (de lungime adecvată) de simboluri de cod este cuvânt de cod şi, ca urmare, alterările cele mai probabile ale şirului de simboluri transmis conduc la secvenţe de simboluri de cod care nu constituie cuvinte de cod. Desigur, întotdeauna rămâne posibilitatea ca erorile de transmisie să transforme un cuvânt de cod în alt cuvânt de cod şi, ca urmare, erorile

să scape nedetectate. Cu un cod bine ales, însă, probabilitatea unei erori nedetectate poate fi făcută suficient de mică. Evident, pentru aceasta este necesar ca mulţimea cuvintelor de cod să fie o submulţime „rară“ a mulţimii secvenţelor de simboluri de cod.

Prin urmare, posibilităţile de detectare a erorilor ţin de construcţia codului. De aici denumirea de *cod detector de erori*, respectiv *cod corector de erori*. Deoarece la orice cod detector sau corector de erori mulţimea şirurilor de cuvinte de cod este o submulţime strictă a mulţimii şirurilor arbitrare de simboluri de cod, rezultă că orice cod detector sau corector de erori are redundanţă.

În cele ce urmează vom considera alfabetul canalului $S = \{0, 1\}$.

2.4.1. Modelul erorilor

Construcţia codului detector sau corector de erori trebuie făcută în aşa fel încât să facă suficient de mică probabilitatea unei erori nedetectate. Este deci esenţială construcţia unui model probabilistic al erorilor, adică determinarea, pentru fiecare modificare a şirului de simboluri transmis de canal, a probabilităţii corespunzătoare.

Distingem următoarele tipuri de erori:

- *erori individuale*, care schimbă valoarea unui bit din 0 în 1 sau reciproc;
- *rafale de erori*, care schimbă o parte dintr-un şir de bitî (nu neapărat toţi). Lungimea rafalei este numărul de biţi dintre primul şi ultimul bit modificat;
- *erori de sincronizare*, care determină pierderea unui bit sau introducerea unui bit, împreună cu decalarea corespunzătoare a biţilor următori.

Transmisia unui şir de biţi poate fi afectată simultan de mai multe erori distincte.

O modelare simplă a erorilor este aceea în care se presupune că există doar erori individuale şi că probabilitatea ca o eroare să afecteze un bit este aceeaşi pentru toţi biţii şi independentă de valorile biţilor şi de poziţiile celorlalte erori. Cu alte cuvinte, fiecare bit are o probabilitate p să fie inversat (dacă emiţătorul a transmis un 1 receptorul să primească 0 şi dacă emiţătorul a transmis 1 receptorul să primească 0) şi $1 - p$ să fie transmis corect.

Erorile fiind independente, probabilitatea ca o secvenţă de l biţi să se transmită corect este $p_0 = (1 - p)^n$, probabilitatea ca acea secvenţă să fie afectată de exact o eroare este $p_1 = lp(1 - p)^{l-1} \approx lp$, probabilitatea să se producă două erori este $p_2 = \frac{l(l-1)}{2} p^2 (1 - p)^{l-2}$ şi, în general, probabilitatea

să se producă exact k erori este

$$p_k = \frac{l!}{k!(l-k)!} p^k (1-p)^{l-k},$$

conform distribuţiei binomiale.

Observăm că, întrucât $p \ll 1$, pentru l suficient de mic avem $p_0 \gg p_1 \gg p_2 \gg \ldots$, adică probabilitatea de-a avea mai mult de câteva erori este extrem de mică.

2.4.2. Principiile codurilor detectoare şi corectoare de erori

Vom analiza doar cazul codurilor de lungime fixă pentru mulţimea de simboluri $S = \{0, 1\}$. Notăm cu l lungimea cuvintelor de cod. Prin urmare, mulţimea cuvintelor de cod, W, este o submulţime a mulţimii şirurilor de simboluri de cod de lungime l: $W \subseteq \{0, 1\}^l$.

Ca model al erorilor, considerăm că avem doar erori individuale, independente (cazul studiat în paragraful anterior).

Deoarece nu avem erori de sincronizare şi deoarece toate cuvintele de cod au aceeaşi lungime l, receptorul poate departaja cuvintele de cod succesive, independent de erorile de transmisie survenite. Ne vom pune deci doar problema detectării sau corectării erorilor ce afectează un cuvânt de cod de lungime fixă l.

Întrucât probabilitatea de-a avea k sau mai multe erori scade foarte repede o dată cu creşterea lui k, se alege o valoare k astfel încât probabilitatea de-a avea k sau mai multe erori este neglijabil de mică şi se construieşte codul presupunând că nu se produc mai mult de $k - 1$ erori.

Definiţia 2.18 *Spunem despre codul $c : M \to \{0, 1\}^l$ că* detectează *k erori individuale dacă, pentru orice cuvânt de cod $w \in W = c(M)$, prin transformarea lui w ca urmare a k sau mai puţine erori, cuvântul rezultat w' nu este cuvânt de cod: $w' \notin W$.*

Pentru a determina numărul de erori detectate de un cod, definim următoarele:

Definim pe $\{0, 1\}^l$ o funcţie distanţă:

$$d(u, v) = \sum_{i=1}^{l} |u_i - v_i|,$$

unde $u = (u_1, u_2, \ldots, u_l)$ şi $v = (v_1, v_2, \ldots, v_l)$. Astfel, distanţa între două cuvinte este numărul de erori individuale necesare pentru a transforma primul cuvânt în cel de-al doilea.

Notăm acum

$$d_{\min}(W) = \min_{\substack{u,v \in W \\ u \neq v}} d(u,v),$$

unde W este mulţimea cuvintelor de cod ale codului considerat.

Propoziţia 2.19 *Fie codul $c : M \to \{0,1\}^l$ şi $W = c(M)$. Codul c detectează k erori dacă şi numai dacă $d_{\min}(W) \geq k+1$.*

Să examinăm acum codurile corectoare de erori.

Definiţia 2.20 *Spunem despre codul $c : M \to \{0,1\}^l$ că* corectează *k* erori individuale *dacă, pentru orice cuvânt de cod $w \in W = c(M)$, prin transformarea lui w ca urmare a k sau mai puţine erori cuvântul rezultat w' are proprietatea că w este cel mai apropiat cuvânt de w' din W:*

$$\forall w^{\mathrm{s}} \in W\,,\ d(w', w^{\mathrm{s}}) \geq d(w', w).$$

Propoziţia 2.21 *Fie codul $c : M \to \{0,1\}^l$ şi $W = c(M)$. Codul c corectează k erori dacă şi numai dacă $d_{\min}(W) \geq 2k+1$.*

Să analizăm acum eficienţa codului. De obicei, datele utile pentru un cod detector sau corector de erori sunt şiruri de biţi, obţinuţi prin codificarea datelor din universul aplicaţiei. Ca urmare, mulţimea mesajelor este mulţimea şirurilor de n biţi, $M = \{0,1\}^n$, pentru o valoare n dată. Mesajele sunt echiprobabile, probabilitatea oricărui mesaj fiind aceeaşi: $p_m = \frac{1}{|M|} = 2^{-n}$, $\forall m \in M$. Ca urmare, eficienţa codului este

$$\frac{H}{\bar{l}} = \frac{n}{l}.$$

Să mai notăm că $|M| = |W| = 2^n$.

Construcţia efectivă a unui cod detector sau corector de erori cuprinde două aspecte:

- construcţia unei multimi $W \subseteq \{0,1\}^l$ cu $d_{\min}(W)$ suficient de mare pentru numărul de erori de detectat sau corectat şi, totodată, având $\frac{\log_2 |W|}{l}$ cât mai mare pentru o eficienţă cât mai mare a codului.
- găsirea unor algoritmi eficienţi pentru codificare şi pentru detectarea erorilor (adică verificarea apartenenţei unui şir de l biţi la W) şi eventual corectarea erorilor (adică găsirea celui mai apropiat cuvânt din W faţă de un şir de l biţi dat).

2.4.3. Câteva coduri detectoare sau corectoare de erori

Descriem în continuare, pe scurt, câteva coduri detectoare sau corectoare de erori. În descrierea lor vom utiliza notaţiile din paragraful precedent.

În general, mulţimea cuvintelor de cod W este astfel aleasă încât şirul primilor n dintre cei l biţi să poată lua oricare dintre cele 2^n valori posibile, iar ultimii $l-n$ biţi sunt unic determinaţi de primii n biţi. Primii n biţi din cuvântul de cod poartă denumirea de *informaţie utilă*, iar ultimii $l-n$ biţi poartă numele de *biţi de control*.

Pentru un astfel de cod, emiţătorul primeşte de la sursă n biţi ce constituie informaţia utilă, calculează cei $l-n$ biti de control aplicând un algoritm asupra informaţiei utile şi transmite prin canal informaţia utilă urmată de biţii de control. Receptorul citeşte informaţia utilă şi biţii de control; pentru detectarea erorilor aplică acelaşi algoritm ca şi emiţătorul asupra informaţiei utile citite şi verifică dacă rezultatul coincide cu biţii de control citiţi.

2.4.3.1. Bitul de paritate

La codul cu bit de paritate se alege $l = n+1$. Există două sisteme, *paritate pară* (engl. *even parity*), în care W este definită ca fiind mulţimea şirurilor de l biţi conţinând număr par de valori 1, şi paritate impară (engl. *odd parity*), în care W este mulţimea şirurilor de l biţi conţinând un număr impar de valori 1. Unicul bit de control se mai numeşte *bit de paritate*.

Se vede imediat că $d_{\min}(W) = 2$ şi prin urmare bitul de paritate detectează o eroare şi nu poate corecta nici o eroare.

Bitul de paritate se calculează numărând biţii cu valoare 1 din informaţia utilă şi verificând dacă este par sau impar.

Exemplul 2.13: Pentru codul cu paritate pară şi $n = 7$, şirul de biţi 1010110 (informaţie utilă) se codifică 10101100 (bitul de control este 0). Şirul 1110110 se codifică 11101101 (bit de control 1). Şirul 11001100 este cuvântul de cod corespunzător informaţiei utile 1100110. Şirul 11001101 nu este cuvânt de cod valid.

Exemplul 2.14: Pentru codul cu paritate impară şi $n = 7$, şirul de biţi 1010110 se codifică 10101101 (bitul de control este 1). Şirul 1110110 se codifică 11101100 (bit de control 1). Şirul 11001100 nu este cuvânt de cod valid. Şirul 11001101 este cuvântul de cod corespunzător informaţiei utile 1100110.

2.4.3.2. Paritate pe linii şi coloane

La un astfel de cod informaţia utilă se consideră a fi o matrice $n_1 \times n_2$ de biţi, cu n_1 şi n_2 fixaţi. Ca urmare $n = n_1 \cdot n_2$. Codul are $l = (n_1+1) \cdot (n_2+$

1). Cuvintele de cod sunt văzute ca fiind matrici $(n_1 + 1) \times (n_2 + 1)$ în care ultima linie şi ultima coloană cuprind biţii de control. Mulţimea cuvintelor de cod este mulţimea matricilor $(n_1 + 1) \times (n_2 + 1)$ în care pe fiecare linie şi pe fiecare coloană numărul de valori 1 este par.

Se poate arăta uşor că $d_{\min}(W) = 4$, prin urmare codul detectează 3 erori sau corectează 1 eroare.

Codificarea şi detectarea erorilor se face calculând bitul de paritate pentru fiecare linie şi pentru fiecare coloană. De remarcat că ultimul bit din matrice trebuie calculat fie ca bit de paritate al biţilor de paritate ai liniilor, fie ca bit de paritate ai biţilor de paritate ai coloanelor; ambele variante duc la acelaşi rezultat.

Exemplul 2.15: Pentru $n_1 = n_2 = 4$, şirul 1011010111001111 se codifică astfel:

1	0	1	1	1
0	1	0	1	0
1	1	0	0	0
1	1	1	1	0
1	1	0	1	1

Astfel, cuvântul de cod rezultat este şirul: 101110101011000111101 1011.

Pentru corectarea erorilor, se caută mai întâi liniile şi coloanele care încalcă paritatea. Presupunând că s-a produs o singură eroare, va exista exact o linie şi o coloană. Bitul eronat este la intersecţia liniei şi coloanei găsite.

Exemplul 2.16: Şirul 1010011010110100110001111111101 nu este cuvânt de cod:

1	0	1	0	0
1	1	0	1	0
0	1	1	0	0
0	1	1	1	1
1	1	1	0	1

Se observă că paritatea nu este respectată de linia a 2-a şi de prima coloană. Prin urmare, primul bit de pe linia a 2 este eronat, fiind 0 în original. Datele utile sunt deci: 1010010101100111.

2.4.3.3. Coduri polinomiale

Oricărui şir de biţi $v = (v_1, \ldots, v_k) \in \{0,1\}^k$ i se asociază un polinom de grad cel mult $k - 1$:

$$v(X) = v_1 X^{k-1} + v_2 X^{k-2} + \ldots + v_{k-1} X + v_k.$$

Coeficienţi acestui polinom sunt consideraţi ca elemente ale corpului $F_2 = (\{0,1\}, +, \cdot)$, unde $+$ este operaţia *sau exclusiv*, iar $\cdot$ este operaţia *şi*, cu tabelele de mai jos:

$+$	0	1
0	0	1
1	1	0

$\cdot$	0	1
0	0	0
1	0	1

De remarcat că polinoamele peste orice corp păstrează multe din proprietăţile polinoamelor „obişnuite“, în particular se poate defini la fel adunarea, scăderea şi înmulţirea şi are loc teorema împărţirii cu rest.

Pentru construcţia unui cod polinomial, se alege un aşa-numit *polinom generator* $g(X)$ de grad $l-n$ (reamintim că l este lungimea cuvintelor de cod, iar n este numărul de biţi ai informatiei utile; $n < l$). Mulţimea cuvintelor de cod W se defineşte ca mulţimea şirurilor de l biţi cu proprietatea că polinomul asociat şirului este divizibil cu $g(X)$.

Şirul biţilor de control se calculează astfel:

- se construieşte polinomul $i(X)$ asociat informaţiei utile,
- se calculează $r(X)$ ca fiind restul împărţirii lui $i(X) \cdot X^{l-n}$ la $g(X)$
- şirul biţilor de control este şirul de $l-n$ biţi al cărui polinom asociat este $r(X)$.

Pentru a ne convinge de corectitudinea algoritmului de mai sus, să observăm că obţinem ca şi cuvânt de cod un şir de forma $i_1, \ldots, i_n, r_1, \ldots, r_{l-n}$ al cărui polinom asociat este

$$\begin{aligned} v(X) =& i_1 X^{l-1} + \ldots + i_n X^{l-n} + r_1 X^{l-n-1} + \ldots + r_{l-n} = \\ =& i(X) \cdot X^{l-n} + r(X). \end{aligned}$$

Deoarece $r(X)$ este restul împărţirii lui $i(X) \cdot X^{l-n}$ la $g(X)$, rezultă că polinomul $i(X) \cdot X^{l-n} - r(X)$ este divizibil cu $g(X)$. Deoarece în F_2 avem că $1+1=0$ rezultă că $r(X) = -r(X)$. De aici rezultă că $v(X)$ este divizibil cu $g(X)$.

Codurile polinomiale sunt mult utilizate datorită simplităţii construcţiei unor circuite (hardware) care calculează biţii de control.

Dacă se doreşte corectarea erorilor, se observă că poziţiile erorilor nu depind decât de restul împărţirii polinomului asociat şirului de biţi recepţionat, $v'(X)$, la $g(X)$.

2.4.4. Coduri detectoare şi corectoare de erori în alte domenii

Ne întâlnim cu coduri detectoare sau corectoare de erori şi în situaţii mai puţin legate de calculatoare.

Limbajul natural conţine multă redundanţă; ca urmare permite detetcarea şi coerctarea multor „erori de tipar“, după cum vă puteţi convinge uoşr citind această frază. Din păcate însă, nu garantează detectarea nici măcar a unei singure erori; sunt cazuri în care o singură eroare poate schimba radial sensul unei fraze.

Transmisia vocii prin radio sau prin telefonie analogică este în general zgomotoasă şi adesea cu distorsiuni puternice. Ca urmare, riscul erorilor de transmisie este ridicat. Cum, pe de altă parte, diverse indicative cum ar fi numere de telefon, numere de înmatriculare, ş.a.m.d. nu conţin redundanţă, la transmiterea acestora cifrele se pronunţă cu anumite modificări, iar pentru litere se pronunţă un cuvânt întreg, dintr-un set standardizat, care începe cu litera ce se doreşte a fi transmisă. De exemplu, 2 minute se va pronunţa *doi minute*, pentru a evita confuzia *două-nouă*; de asemenea 7 se pronunţă *şepte*. Ca un alt exemplu, în engleză, indicativul ROT209 se va pronunţa *Romeo Oscar Tango Two Zero Niner*.

În sfârşit, codul numeric personal (CNP), codul IBAN, ISBN-ul de pe cărţi şi alte asemenea coduri de identificare ce sunt transmise frecvent prin intermediul unor operatori umani au o cifră de control.

Capitolul 3

Nivelul fizic

3.1. Problema transmisiei informaţiei la nivelul fizic

Sarcina nivelului fizic este aceea de-a transmite un şir de biţi (sau, în general, un şir de simboluri) produs de o *sursă* către o *destinaţie*. Sursa şi destinaţia se află la distanţă una faţă de cealaltă.

Sursa şi destinaţia sunt „clienţii“ sistemului de comunicaţie; nivelul fizic trebuie să fie capabil să transmită datele în folosul acestora.

Şirul de biţi ce trebuie transmis poartă denumirea de *date utile*.

Pentru îndeplinirea scopului său, nivelul fizic dispune de un *mediu de transmisie*. Mediul de transmisie se întinde de la amplasamentul sursei până la amplasamentul destinaţiei şi este capabil să transmită la distanţă o anumită acţiune fizică.

Nivelul fizic cuprinde trei elemente: mediul de transmisie, *emiţătorul* şi *receptorul* (vezi fig. 3.1). *Emiţătorul* primeşte biţii de la sursă şi, în conformitate cu valorile lor, acţionează asupra mediului. *Receptorul* sesizează acţiunile emiţătorului asupra mediului şi reconstituie şirul de biţi produs de sursă. Şirul de biţi reconstituit este livrat destinaţiei.

Mărimea fizică ce măsoară acţiunea produsă de emiţător şi transmisă de către mediu până la receptor şi care este utilizată efectiv ca purtătoare a informaţiei se numeşte *semnal*. Semnalul este întotdeauna analizat ca o funcţie continuă de timp.

Mărimea fizică utilizată ca semnal este aleasă de proiectantul sistemului de comunicaţii dintre acele mărimi pe care mediul ales le poate propaga în condiţii bune. De exemplu, pentru transmisia prin perechi de conductoare, semnalul poate fi tensiunea electrică dintre conductoare sau intensitatea curentului prin conductoare.

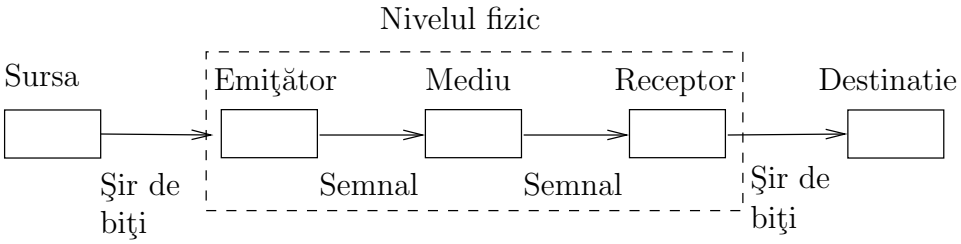


Figura 3.1: Modelarea transmisiei la nivel fizic

Emiţătorul transformă şirul de biţi recepţionat într-un semnal adecvat transmiterii prin mediul de comunicaţie. Receptorul efectuează operaţia inversă. Corespondenţa dintre şirurile de biţi posibile şi semnalele corespunzătoare poartă denumirea de *schemă de codificare a informaţiei prin semnal continuu*.

Schema de codificare utilizată trebuie să fie aceeaşi pentru emiţător şi receptor.

Mediul de transmisie modifică în general semnalul transmis, astfel că semnalul primit de receptor de la mediu nu este identic cu semnalul aplicat de emiţător asupra mediului. Vom arăta în § 3.2 care sunt transformările suferite de semnal în timpul propagării. Schema de codificare a informaţiei trebuie să ţină cont de aceste modificări. O parte din schemele folosite vor fi studiate în § 3.3.

În continuarea acestui capitol vom trece în revistă problemele specifice legate de transmiterea semnalelor şi de codificarea informaţiei prin semnale. O analiză riguroasă a acestor probleme depăşeşte cu mult cadrul acestei lucrări. Prezentarea de faţă are ca scop familiarizarea cu noţiunile şi problemele respective, în vederea înţelegerii soluţiilor existente, limitărilor lor, parametrilor specificaţi în documentaţiile privind echipamentele folosite şi, mai ales, posibilităţii comunicării cu specialiştii în domeniul electronicii şi comunicaţiilor.

3.2. Transmiterea semnalelor

3.2.1. Modificările suferite de semnale

Pentru a studia modificările suferite de semnale în timpul propagării prin mediul de transmisie, vom considera în principal cazul transmiterii tensiunii electrice printr-o pereche de conductoare.

Semnalul măsurat la joncţiunea dintre emiţător şi mediu se numeşte *semnal emis* şi îl vom nota cu $U_e(t)$, unde t este timpul. Semnalul măsurat

la joncţiunea dintre mediu şi receptor se numeşte *semnal recepţionat* şi îl vom nota cu $U_r(t)$.

Transformările suferite de semnal sunt următoarele:

Ωîntârziereaconstă în faptul că semnalul recepţionat urmează cu o anumită întârziere semnalul emis. Cu notaţiile de mai sus şi neglijând fenomenele ce vor fi descrise la punctele următoare, avem $U_r(t) = U_e(t - \Delta t)$. Durata Δt se numeşte *întârziere (de propagare)* sau *timp de propagare*. Întârzierea are valoarea $\Delta t = \frac{l}{v}$, unde l este lungimea mediului iar v este *viteza de propagare* a semnalului. Viteza de propagare a semnalului depinde de natura mediului de transmisie. La transmisia prin conductoare, v depinde numai de materialul izolator dintre conductoare şi, pentru materialele folosite în mod curent, are valoarea aproximativă $v \approx 2/3c = 2 \cdot 10^8$ m/s, unde c este viteza luminii în vid.

atenuarea constă în faptul că semnalul recepţionat are amplitudine mai mică decât cel emis. Neglijând întârzierea, are loc $U_r(t) = g \cdot U_e(t)$, cu $0 < g < 1$. Ţinând cont şi de întârziere, avem $U_r(t) = g \cdot U_e(t - \Delta t)$. Numărul $1/g$ se numeşte *factor de atenuare în tensiune*.

De cele mai multe ori atenuarea unui semnal este exprimată prin *factorul de atenuare în putere*, numit pe scurt *factor de atenuare*, definit ca raportul dintre puterea semnalului emis şi a celui recepţionat. În cazul perechii de conductoare, deoarece puterea este proporţională cu pătratul tensiunii (raportul tensiune/intensitate fiind aproximativ constant), factorul de atenuare în putere este egal cu $1/g^2$.

Prin conectarea unul după celălalt a mai multor medii de transmisie, factorul de atenuare a mediului rezultat este produsul factorilor de atenuare ai componentelor. Din acest motiv, în loc de factorul de atenuare se foloseşte adesea logaritmul său: logaritmul factorului de atenuare rezultat este suma logaritmilor, în aceeaşi bază, ai factorilor de atenuare ai componentelor.

Logaritmul factorului de atenuare se numeşte pe scurt *atenuare*.

Valoarea logaritmului depinde de baza utilizată, baze diferite ducând la valori proporţionale. Deoarece schimbarea bazei de logaritmare are un efect similar cu schimbarea unităţii de măsură pentru o mărime fizică, după valoarea logaritmului se scrie o pseudo-unitate de măsură ce arată de fapt baza de logaritmare utilizată. Pentru logaritmul în baza zece, pseudo-unitatea de măsură folosită este *bel*ul, având simbolul B. Pseudo-unitatea de măsură utilizată curent este *decibel*ul, având simbolul dB. Avem 1 B=10 dB. O valoare exprimată în decibeli (dB) o putem vedea, echivalent, fie ca valoarea logaritmului în baza

10 înmulţită cu 10, fie ca valoarea logaritmului în baza $10^{1/10}$. De exemplu, dacă factorul de atenuare este $(1/g^2) = 10$, logaritmul său este 1 B = 10 dB. Dacă factorul de atenuare este 2, logaritmul său (atenuarea) este $\log_{10} 2$ B $\approx 0{,}3$ B = 3 dB.

Puterea semnalului emis se măsoară în watti (W) sau miliwatti (mW). Adesea, este specificată nu puterea ci logaritmul puterii: se ia numărul ce reprezintă puterea, în miliwatti, şi logaritmul său se exprimă în decibeli. Pseudo-unitatea de măsură corespunzătoare reprezentării de mai sus se numeşte decibel-miliwatt, având simbolul (neconform regulilor Sistemului Internaţional de Masuri şi Unităţi) dBm. Ca exemple: o putere de emisie de 1 mW poate fi scrisă şi 0 dBm, o putere de 1 W se scrie 30 dBm, iar 0,1 mW se scrie ca −10 dBm.

Puterea minimă a semnalului recepţionat, pentru care receptorul este capabil să decodifice corect semnalul, se numeşte *pragul de sensibilitate* al receptorului. Ca şi puterea emiţătorului, pragul de sensibilitate se poate exprima în miliwatti sau în decibel-miliwatti.

distorsiunea este o modificare deterministă a semnalului recepţionat faţă de cel emis, diferită de întârziere şi atenuare. (O modificare este deterministă dacă, oridecâteori transmitem un acelaşi semnal, modificarea se manifestă identic.) Mai multe detalii despre distorsiuni vor fi date în § 3.2.2.

zgomotele sunt modificări nedeterministe ale semnalului recepţionat, cauzate de factori externi sistemului de transmisie (fulgere, întrerupătoare electrice, alte sisteme de transmisie de date, alte echipamente electronice) sau de factori interni cu manifestare aleatoare (mişcarea de agitaţie termică a atomilor din dispozitivele electornice).

Zgomotul se exprimă ca diferenţa dintre semnalul recepţionat efectiv şi semnalul ce ar fi recepţionat în lipsa zgomotului. *Raportul semnal/zgomot* este raportul dintre puterea semnalului şi puterea corespunzătoare zgomotului. Uneori termenul de raport semnal/zgomot este utilizat şi pentru logaritmul raportului semnal/zgomot; de obicei nu este pericol de confuzie deoarece logaritmul este exprimat în decibeli, în timp ce raportul semnal/zgomot nu are unitate de măsură.

O categorie specială de zgomot este *diafonia*, care este un zgomot provenit din semnalul transmis pe un mediu de transmisie vecin.

3.2.2. Analiza transmiterii semnalelor cu ajutorul transformatei Fourier

Considerăm un dispozitiv electronic, care are o intrare şi o ieşire

(fig. 3.2). În particular, o pereche de conductoare folosită pentru transmisie poate fi considerată un astfel de dispozitiv, capetele dinspre emiţător constituind intrarea, iar cele dinspre receptor, ieşirea.

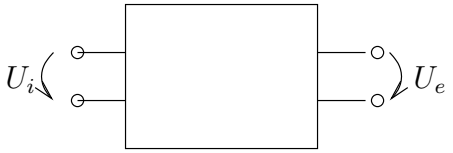


Figura 3.2: Un dispozitiv cu o intrare şi o ieşire

Tensiunea de la ieşire depinde de tensiunea de la intrare, însă în general depinde de tot istoricul ei. Altfel spus, comportamentul dispozitivului poate fi descris de un operator L (reamintim că un operator este o funcţie definită pe un spaţiu de funcţii cu valori tot într-un spaţiu de funcţii). Acest operator primeşte ca argument funcţia timp-tensiune U_i care caracterizează semnalul de intrare. Valoarea operatorului este funcţia timp-tensiune $U_e = L(U_i)$ care caracterizează semnalul de ieşire.

Multe dispozitive electronice au un comportament *liniar*, adică operatorul L care le caracterizează este un operator liniar. Reamintim că un operator L este liniar dacă, pentru orice funcţii f şi g şi pentru orice scalari α şi β, are loc

$$L(\alpha f + \beta g) = \alpha L(f) + \beta L(g).$$

Pentru un dispozitiv liniar, dacă semnalul de intrare $U_i(t)$ poate fi descompus ca o sumă de forma

$$U_i(t) = \alpha_1 U_{i1}(t) + \alpha_2 U_{i2}(t) + \cdots + \alpha_n U_{in}(t),$$

atunci pentru semnalul de ieşire avem

$$U_e(t) = L(U_i)(t) = \alpha_1 U_{e1}(t) + \alpha_2 U_{e2}(t) + \cdots + \alpha_n U_{en}(t),$$

unde $U_{e1} = L(U_{i1})$, $U_{e2} = L(U_{i2}),\ldots,U_{en} = L(U_{in})$.

Dispozitivele liniare au proprietatea că, dacă semnalul de intrare este *sinusoidal*, adică

$$U_i(t) = U_0 \cdot \cos\left(2\pi f t + \phi\right),$$

atunci semnalul de ieşire este tot sinusoidal şi, mai mult,

$$U_e(t) = g(f) \cdot U_0 \cdot \cos(2\pi f t + \phi - \theta(f)),$$

unde $g(f)$ şi $\theta(f)$ depind doar de cum este construit dispozitivul şi de frecvenţa f a semnalului.

Orice semnal se poate scrie unic ca o sumă de semnale sinusoidale. *(Nota: condiţiile matematice asupra semnalului, şi alte detalii se găsesc în lucrările de specialitate, de exemplu [Crstici et al. 1981]; aici facem doar o prezentare semi-intuitivă).*

Un semnal *periodic* de perioadă T se poate descompune în aşa-numita *serie Fourier*:

$$U(t) = \sum_{k=0}^{\infty} a_k \cos\left(\frac{2\pi k}{T} t + \phi_k\right).$$

Un semnal *limitat în timp*, adică nul în afara unui interval finit $[0, T]$, se poate descompune sub forma:

$$U(t) = \int_0^{\infty} a(f) \cdot \cos\left(2\pi f t + \phi(f)\right) \mathrm{d}f. \tag{3.1}$$

Notă: relaţia (3.1) este dată de obicei sub forma numită *transformata Fourier inversă*:

$$U(t) = \int_{\mathbb{R}} \hat{U}(f) \cdot e^{2\pi i f t} \mathrm{d}f, \tag{3.2}$$

unde $\hat{U}$ este o funcţie complexă care se numeşte *transformata Fourier* a funcţiei U.

Relaţia (3.1) spune că semnalul U se poate scrie ca o sumă de sinusoide cu diferite frecvenţe f având amplitudinile $a(f)$ şi defazajul (decalajul sinusoidei de-a lungul axei Ox) egal cu $\phi(f)$.

Frecvenţele f pentru care amplitudinile corespunzătoare $a(f)$ sunt nenule alcătuiesc *spectrul* semnalului.

Pentru un dispozitiv liniar, semnalul de ieşire se poate calcula descompunând în sinusoide semnalul de intrare, calculând efectul dispozitivului asupra fiecărei sinusoide în parte şi însumând în final ieşirile:

$$\begin{aligned} U_e(t) &= L(U_i(t)) = \\ &= L\left(\int_0^\infty a_i(f)\cdot\cos(2\pi ft+\phi_i(f))\mathrm{d}f\right) = \\ &= \int_0^\infty L(a_i(f)\cdot\cos(2\pi ft+\phi_i(f)))\mathrm{d}f = \\ &= \int_0^\infty a_i(f)\cdot g(f)\cdot\cos(2\pi ft+\phi_i(f)-\theta(f))\mathrm{d}f, \end{aligned} \tag{3.3}$$

unde $a_i(f)$ şi $\phi_i(f)$ sunt funcţiile $a(f)$ şi $\phi(f)$ din descompunerea, conform relaţiei (3.1), a semnalului de intrare U_i.

Comportamentul unui dispozitiv liniar este deci complet definit de funcţiile $g(f)$ şi $\theta(f)$.

Un semnal este nedistorsionat dacă şi numai dacă, pentru toate frecvenţele f din spectrul semnalului, $g(f)$ este constantă şi $\theta(f)$ este proporţional cu f, adică există constantele g_0 şi θ_0 astfel încât

$$\left\{\begin{array}{lcl} g(f) &=& g_0 \\ \theta(f) &=& \theta_0 f \end{array}\right. \tag{3.4}$$

pentru toate frecvenţele f din spectrul semnalului.

În practică, condiţia (3.4) este satisfăcută, cu o aproximaţie acceptabilă, doar pentru frecvenţe care se încadrează într-un anumit interval $f \in [f_{\min}, f_{\max}]$. Acest interval se numeşte *banda de trecere* a dispozitivului. În consecinţă, dacă spectrul semnalului de intrare se încadrează în banda de trecere a dispozitivului, semnalul de ieşire va prezenta distorsiuni acceptabil de mici.

Diferenţa $f_{\max} - f_{\min}$ se numeşte *lăţimea de bandă* a dispozitivului.

De exemplu, banda de trecere a unei linii telefonice este cuprinsă între aproximativ 300 Hz şi 3 kHz.

3.3. Codificarea informaţiei prin semnale continue

3.3.1. Scheme de codificare

Cea mai simplă codificare este aceea în care împărţim timpul în intervale de durată fixată Δt (pe care o numim *lungimea unui bit*) şi, pe durata

fiecărui bit, semnalul emis va avea o anumită valoare — de exemplu 12 V — dacă bitul are valoarea 1 şi o altă valoare — de exemplu 0 V — dacă bitul are valoarea 0 (vezi fig. 3.3).

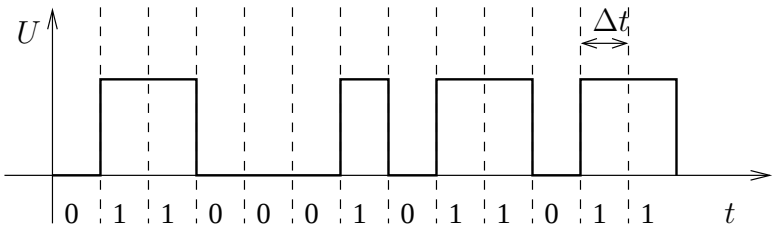


Figura 3.3: Codificarea directă

Receptorul determină intervalele corespunzătoare biţilor şi măsoară semnalul la mijlocul fiecărui interval. Dacă tensiunea este mai mare decât o valoare numită *prag* — pentru exemplul nostru se poate lua ca prag 3 V — receptorul decide că bitul respectiv are valoarea 1, iar în caz contrar decide că bitul are valoarea 0.

Valoarea pragului poate fi fixă sau poate fi stabilită dinamic în funcţie de amplitudinea semnalului recepţionat pentru a ţine cont de atenuare.

Să observăm că receptorul trebuie să fie sincronizat cu emiţătorul, adică să examineze semnalul recepţionat la mijlocul intervalului corespunzător unui bit. Acest lucru se poate face — însă este adesea nepractic — transmiţând un al doilea semnal, de sincronizare, pe un mediu separat (adică folosind o altă pereche de fire).

Sincronizarea se poate face şi pe baza semnalului util, dacă receptorul dispune de un ceas suficient de precis. În acest scop, receptorul va măsura timpul cât semnalul este „sus“ (peste prag) şi va determina de câte ori se cuprinde în acest interval durata unui bit. Numărul de biţi consecutivi identici trebuie să fie limitat, căci receptorul nu va putea distinge între n biţi şi $n + 1$ biţi consecutivi având aceeaşi valoare, dacă n este prea mare.

Limitarea numărului de biţi identici consecutivi se poate face în mai multe feluri:

Codificarea Manchester. Semnalul are una sau două tranziţii pentru fiecare interval corespunzător unui bit. O tranziţie la mijlocul intervalului arată valoarea bitului: tranziţia este în sus pentru 1 şi în jos pentru 0. Pentru a face posibil ca doi biţi consecutivi să aibă aceeaşi valoare, la începutul intervalului corespunzător unui bit mai poate să apară o tranziţie (fig. 3.4).

Reţelele Ethernet de 10 Mbit/s utilizează codificarea Manchester.

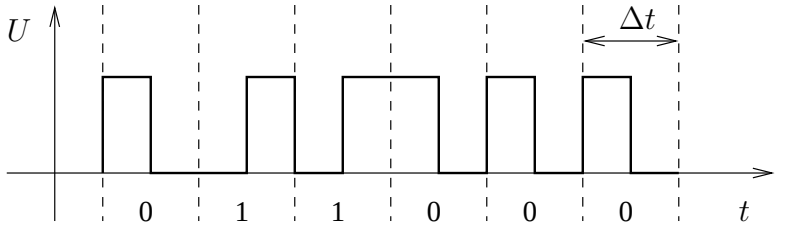


Figura 3.4: Codificarea Manchester

Codificarea Manchester diferenţială. Semnalul are o tranziţie la începutul fiecărui interval de bit. Dacă bitul este 1 atunci semnalul mai are o tranziţie la mijlocul intervalului (fig. 3.5).

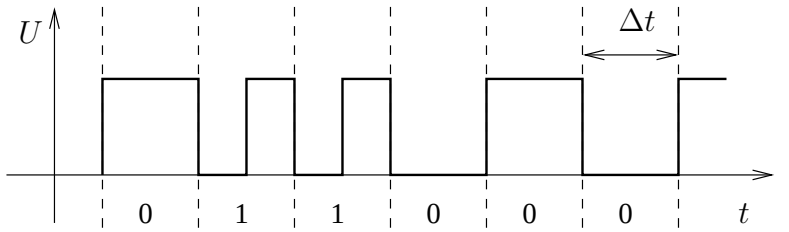


Figura 3.5: Codificarea Manchester diferenţială

Codurile de grup sunt o familie de coduri construite după următoarea schemă:

Se fixează un număr n (valori uzuale: $n = 4$ sau $n = 8$); şirul transmis trebuie să aibă ca lungime un multiplu de n biţi.

Se fixează o tabelă de corespondenţă care asociază fiecăruia dintre cele 2^n şiruri de n biţi posibile un şir de m biţi, unde $m > n$ este fixat, cu restricţia ca între cei m biţi să nu fie prea multe valori egale consecutive. Codul este determinat de numrele n şi m şi de această tabelă.

Şirul de biţi de codificat se codifică astfel: mai întâi, fiecare grup de n biţi consecutivi se înlocuieşte cu şirul de m biţi asociat. Apoi şirul de biţi astfel obţinut se codifică direct, un bit 0 fiind reprezentat printr-o valoare a tensiunii şi un bit 1 prin altă valoare.

Reţelele Ethernet de 100 Mbit/s utilizează un cod de grup cu $n = 4$ şi $m = 5$.

Să examinăm acum cerinţele privind banda de trecere a mediului necesară pentru transmiterea semnalelor de mai sus.

Semnalele de formă rectangulară descrise mai sus au spectru infinit (spectrul lor nu este mărginit superior). Trecute printr-un mediu de comunicaţie care are o lăţime de bandă finită, semnalele vor fi „rotunjite“ mai mult sau mai puţin.

Să notăm cu τ durata elementară a unui palier al semnalului ideal (durata minimă în care semnalul ideal are o valoare constantă). Pentru codificarea directă, $\tau = \Delta t$; pentru codificarile Manchester şi Manchester diferenţială, $\tau = \frac{1}{2}\Delta t$.

Dacă banda de trecere a mediului include intervalul $\left[0, \frac{1}{2\tau}\right]$, atunci mediul păstrează suficient din forma semnalului pentru ca receptorul să poată decodifica informaţia transmisă. Dacă frecvenţa maximă a benzii de trecere este mai mică decât $\frac{1}{2\tau}$, atunci un semnal rectangular care are, alternativ, un timp τ o valoare şi următorul timp τ cealaltă valoare va fi distorsionat atât de mult încât „urcuşurile“ şi „coborâşurile“ semnalului nu vor mai putea fi identificate de către receptor şi ca urmare informaţia purtată nu mai poate fi obţinută.

Pentru un mediu dat, cu o bandă de trecere dată, există, prin urmare, o valoare minimă a lui τ pentru care receptorul poate extrage informaţia utilă din semnalul recepţionat. Dacă limita superioară a benzii de trecere este $f_{\max}$, valoarea minimă este $\tau = \frac{1}{2f_{\max}}$.

Diversele codificări studiate mai sus au diferite rapoarte k între durata medie a unui bit şi valoarea lui τ. La codificarea directă, durata unui bit este egală cu τ şi deci $k = 1$. La codificările Manchester şi Manchester diferenţială, durata unui bit este 2τ şi avem $k = 2$. La codurile de grup, durata unui bit util este $\frac{m}{n}\tau$ şi avem $k = \frac{m}{n}$. Debitul maxim cu care se pot transmite datele este $\frac{f_{\max}}{k}$.

3.3.2. Modulaţia

Există situaţii în care este necesar ca spectrul semnalului să ocupe o bandă departe de frecvenţa zero. Aceasta se poate întâmpla fie pentru că circuitele sau mediul de transmisie nu pot transmite frecvenţele apropiate de zero (este de exemplu cazul transmiterii prin unde radio), fie pentru a putea transmite mai multe semnale pe acelaşi mediu prin multiplexare în frecvenţă (vezi § 3.3.3).

În aceste situaţii, semnalul rezultat direct în urma uneia dintre schemele de codificare descrise în paragraful precedent nu poate fi transmis direct. O posibilă soluţie este *modulaţia*, descrisă în continuare.

Semnalul transmis efectiv este de forma:

$$U(t) = a \cdot \sin(2\pi f t + \phi),$$

unde unul dintre parametri a, f sau ϕ variază în timp, în funcţie de semnalul original, rezultat direct din codificare.

Semnalul original îl numim *semnal primar* sau *semnal modulator*.

Semnalul sinusoidal, rezultat pentru valorile „de repaus“ ale parametrilor a, f şi ϕ, se numeşte *semnal purtător*, iar frecvenţa f de repaus se numeşte *frecvenţă purtătoare* şi o vom nota în continuare cu f_p.

Semnalul rezultat în urma modulaţiei se numeşte *semnal modulat*.

Operaţia de construcţie a semnalului modulat pornind de la semnalul primar se numeşte *modulaţie*. Operaţia inversă, de obţinere a semnalului primar dându-se semnalul modulat, se numeşte *demodulaţie*.

După parametrul modificat, avem:

modulaţia de amplitudine (prescurtat *MA*, engl. *amplitude modulation*, *AM*), care constă în modificarea amplitudinii a. Semnalul transmis este deci:

$$U(t) = U_0 \cdot s(t) \cdot \sin(2\pi f_p t),$$

unde $s(t)$ este semnalul modulator. Pentru ca amplitudinea $a = U_0 \cdot s(t)$ să fie mai mare decât 0, asupra semnalului $s(t)$ se impune restricţia $s(t) > 0$.

Se observă că modulaţia în amplitudine este liniară (modulaţia sumei a două semnale $a + b$ este suma rezultatelor modulaţiei independente pentru a şi b).

Dacă semnalul modulator este sinusoidal

$$s(t) = 1 + m \cdot \sin(2\pi f_s t + \phi)$$

atunci

$$\begin{aligned} U(t) =& U_0 \cdot s(t) \cdot \sin(2\pi f_p t) = \\ =& U_0 \cdot (\sin(2\pi f_p t) + m \cdot \sin(2\pi f_s t + \phi) \cdot \sin(2\pi f_p t)) = \\ =& U_0 \cdot \Bigg(\sin(2\pi f_p t) + \\ & + \frac{m}{2} \cos(2\pi (f_p - f_s) t - \phi) - \frac{m}{2} \cos(2\pi (f_p + f_s) t + \phi) \Bigg) \end{aligned} \tag{3.5}$$

adică în urma modulaţiei în amplitudine cu un semnal sinusoidal de frecvenţă f_s se obţine o sumă de trei semnale sinusoidale având frecvenţele $f_p - f_s$, f_p şi $f_p + f_s$.

Din liniaritatea modulaţiei în amplitudine şi din relaţia (3.5) deducem că, pentru un semnal modulator având un anumit spectru, spectrul semnalului modulat conţine frecvenţa purtătoare şi două *benzi laterale*, stângă şi dreaptă, acestea cuprinzând diferenţele, respectiv sumele, dintre frecvenţa purtătoare şi frecvenţele din spectrul semnalului primar.

Întrucât spectrul semnalului modulat este simetric în jurul frecvenţei purtătoare, de fapt doar una dintre benzile laterale poartă informaţie utilă. Din acest motiv, adesea se suprimă total sau parţial de la transimisie una dintre benzile laterale.

modulaţia de frecvenţă (prescurtat *MF*, engl. *frequency modulation*, *FM*), care constă în modificarea frecvenţei f în jurul frecvenţei purtătoare f_p.

Semnalul transmis are forma

$$U(t) = U_0 \cdot \sin\bigl(2\pi \cdot (f_p + m \cdot s(t)) \cdot t\bigr)$$

unde, din nou, f_p este *frecvenţa purtătoare*, $s(t)$ este semnalul modulator, iar m este o constantă. Semnalul modulator trebuie să respecte restricţia $m \cdot s(t) s_0 \ll f_p$.

Analiza spectrului unui semnal modulat în frecvenţă este mult mai difcilă decât în cazul modulaţiei în amplitudine.

modulaţia de fază, care constă în modificarea fazei ϕ.

Semnalul transmis are forma

$$U(t) = U_0 \cdot \sin\bigl(2\pi f_p t + m \cdot s(t)\bigr)$$

Este evident că, întrucât receptorul nu are de obicei un reper absolut de timp, el nu poate detecta decât variaţiile de fază ale semnalului recepţionat. Ca urmare, o valoare constantă a lui $s(t)$ nu poate fi deosebită de zero şi, mai mult, nici variaţii lente ale lui $s(t)$ nu pot fi detectate. În consecinţă, spectrul lui $s(t)$ nu poate conţine frecvenţe prea apropiate de 0.

Există şi posibilitatea de-a varia simultan doi sau chiar toţi cei trei parametri. *Modulaţia în cuadratură* constă în varierea simultană a amplitudinii a şi a fazei ϕ, pentru a transmite simultan două semnale utile s_1 şi s_2.

Semnalul modulat are forma

$$\begin{aligned} U(t) &= U_0 \cdot \sqrt{s_1(t)^2 + s_2(t)^2} \cdot \sin\left(2\pi f_p t + \operatorname{arctg}\frac{s_1(t)}{s_2(t)}\right) \\ &= U_0 \cdot \left((s_1(t))\cos(2\pi f_p t) + (s_2(t))\sin(2\pi f_p t)\right) \end{aligned}$$

3.3.3. Multiplexarea în frecvenţă

Multiplexarea, în general, constă în transmiterea mai multor semnale independente prin acelaşi mediu de transmisie.

Două semnale ale căror spectre se încadrează în benzi disjuncte pot fi separate cu ajutorul unor dispozitive numite *filtre* (de frecvenţă).

Multiplexarea în frecvenţă constă în transmiterea simultană prin acelaşi mediu a unor semnale având spectre încadrate în benzi disjuncte.

Emiţătoarele produc semnale cu spectre disjuncte prin modulaţie utilizând frecvenţe purtătoare diferite. De notat că diferenţele între frecvenţele purtătoare trebuie să fie mai mari decât lăţimile de bandă necesare transmisiei semnalelor corespunzătoare.

Fiecare receptor trebuie să fie dotat cu un filtru care să lase să treacă doar banda utilizată de emiţătorul coresunzător.

3.3.4. Capacitatea maximă a unui canal de comunicaţie

Banda de trecere a mediului de transmisie împreună cu raportul semnal/zgomot determină o limită superioară a debitului transmisiei. Limitarea este independentă de schema de codificare utilizată pentru transmisie şi ca urmare este valabilă pentru orice schemă de codificare ne-am putea imagina.

Este util să avem în vedere existenţa acestei limite, în acelaşi fel în care cunoaşterea principiului conservării energiei ne foloseşte pentru a nu încerca construcţia unui perpetuum mobile — încercare din start sortită eşecului.

Pentru un mediu cu lăţimea de bandă Δf şi cu raportul semnal/zgomot s/n, debitul maxim de informaţie ce poate fi transmis este proporţional cu $\Delta f \cdot \log(s/n + 1)$. Acest rezultat provine din următoarele două observaţii:

1. Teorema de eşantionare a lui Shannon spune că un semnal al cărui spectru se încadrează într-un interval $[0, f_{\max})$ este unic determinat de valorile sale la momente de timp situate la intervale egale cu $\Delta t = \frac{1}{2f_{\max}}$ unul de altul.

   Ca urmare, un semnal al cărui spectru este inclus în intervalul $[0, f_{\max})$ nu poate purta mai multă informaţie decât eşantioanele semnalului luate la interval $\frac{1}{2f_{\max}}$ unul de altul.

2. În prezenţa zgomotului, receptorul nu poate distinge între două valori posibile ale semnalului la un anumit moment de timp decât dacă diferenţa dintre cele două valori este mai mare decât amplitudinea zgomotului.

   Ca urmare, cantitatea de informaţie purtată de un eşantion este limitată la o valoare proporţională cu $\log(s/n + 1)$.

Deoarece pentru o schemă de codificare fixată există o relaţie de proporţionalitate între lăţimea de bandă a mediului şi debitul maxim al transmisiei, debitul maxim al transmisiei unui echipament de comunicaţie se numeşte uneori în mod impropriu tot *lăţime de bandă* sau *bandă de trecere*.

3.4. Transmisia prin perechi de conductoare

La transmisia prin perechi de conductoare, mediul constă din două conductoare izolate între ele. Semnalul este considerat a fi tensiunea electrică între conductoare.

3.4.1. Construcţia cablului

Conductoarele trebuie realizate dintr-un material cu conductivitate electrică ridicată. Aproape în toate cazurile materialul folosit este cuprul.

Izolaţia dintre conductoare trebuie să nu absoarbă multă energie dacă este plasată într-un câmp electric variabil. În acest scop doar anumite substanţe sunt potrivite. Materialele utilizate cel mai frecvent sunt polietilena şi politetrafluoretilena (cunoscută sub numele de *Teflon*$^{\text{TM}}$). Policlorura de vinil (PVC), utilizată adesea la izolarea conductoarelor de alimentare cu energie electrică, absoarbe prea mult din puterea unui semnal de frecvenţă mare; din această cauză nu se poate folosi în circuite de semnal. Aerul este cel mai bun izolator, dar nu oferă susţinere mecanică.

Ca formă şi dispunere relativă, există trei construcţii utilizate:

- *Perechea simplă*, în care conductoarele sunt paralele unul faţă de celălalt. Conductoarele pot fi alcătuite dintr-o singură sârmă de cupru, sau — pentru a fi mai flexibile — dintr-un mănunchi de sârme subţiri. Fiecare conductor este învelit într-un strat izolator.

  Adesea, mai multe perechi de conductoare sunt duse împreună, în paralel, formând un cablu. În cadrul unui cablu, este posibil ca un conductor să fie comun, partajat între două sau mai multe circuite de semnalizare. În acest caz, n circuite utilizează $n + 1$ conductoare, în loc de $2n$ câte sunt în cazul în care perechile sunt complet separate.

Avantajul este, evident, reducerea costului, iar dezavantajul este mărirea diafoniei între circuite.

Din cauza diafoniei şi sensibilităţii la zgomote, perechea simplă se utilizează doar pe distanţe mici.

- *Perechea torsadată* (engl. *twisted pair*), în care conductoarele sunt răsucite unul în jurul celuilalt. Rolul răsucirii este de-a micşora interacţiunea cu câmpul electromagnetic înconjurător, adică micşorerea zgomotului indus de un câmp electromagnetic înconjurător şi, totodată, micşorarea câmpului electromagnetic produs de semnalul ce trece prin perechea de conductoare. Acest lucru este important în special pentru micşorarea diafoniei cu celelalte perechi de conductoare din acelaşi cablu. În afară de răsucire, restul construcţiei este identică cu perechea simplă. Cablurile formate din perechi torsadate nu au niciodată un conductor comun pentru mai multe circuite.

  Este important ca, în cazul unui cablu ce conţine mai multe perechi torsadate, fiecare circuit de comunicaţie să utilizeze conductoarele din aceeaşi pereche şi nu un conductor dintr-o pereche şi un conductor din altă pereche. În caz contrar, apare diafonie foarte puternică între circuite (mai mare decât la perechea simplă). De remarcat că această greşeală este uşor de comis în urma unei identificări greşite a conductoarelor dintr-un cablu şi nu este pusă în evidenţă de dispozitivele simple de testare, care verifică doar continuitatea în curent continuu a conductoarelor cablului.

- *Perechea coaxială* are unul din conductoare în forma unui cilindru gol în interior, iar celălalt conductor este dus prin interiorul primului conductor şi izolat electric faţă de acesta. Conductorul exterior este format de obicei dintr-o plasă formată din sârme subţiri de cupru, înfăşurate elicoidal, o parte din fire fiind înfăşurate într-un sens şi altă parte în celălalt sens.

  Cablul coaxial este şi mai protejat de interferenţe decât perechea torsadată. Are de obicei atenuare mai mică decât perechea simplă sau cea torsadată. Costul este însă mai ridicat.

În oricare dintre variante, pentru a reduce suplimentar interferenţele cu câmpul electromagnetic înconjurător, perechea de conductoare poate fi *ecranată*, adică învelită într-un strat conductor continuu. Pentru ca ecranul să fie eficient, trebuie să aibă continuitate de jur împrejurul conductoarelor (dacă este realizat prin înfăşurarea unei foiţe metalice, marginile foiţei trebuie să facă contact ferm între ele) şi pe lungime (să aibă legătură prin conectoare

către elemente de ecranare ale echipamentelor la care este conectat cablul).

Ecranul unui cablu poate fi colectiv, îmbrăcând întreg cablul, sau individual pentru fiecare pereche de conductoare.

Pe lângă elementele cu rol electric, un cablu conţine elemente cu rol de protecţie. Orice cablu este înfăşurat cel puţin într-o manta de protecţie, care ţine la un loc şi protejează mecanic conductoarele. Mantaua de protecţie este fabricată de obicei din PVC.

Un cablu destinat montării aerian trebuie să fie prevăzut cu un cablu de oţel pentru susţinere mecanică. Un cablu destinat montării subteran trebuie prevăzut cu un scut metalic contra rozătoarelor.

3.4.2. Proprietăţi ale mediului

În cele ce urmează vom presupune că lungimea cablului este fie de acelaşi ordin de mărime fie mai mare decât raportul dintre viteza luminii în vid şi frecvenţa maximă din spectrul semnalului. În aceste condiţii, perechea de conductoare are comportament de *linie lungă*, adică semnalul se propagă din aproape, sub forma unei unde, de-a lungul perechii de conductoare.

Proprietăţile electrice mai importante ale mediului sunt:

Viteza de propagare a semnalului prin mediu. Este identică cu viteza de propagare a undelor electromagnetice în materialul dielectric dintre conductoare. Se specifică de obicei prin raportare la viteza luminii în vid (notată c, $c \approx 3 \times 10^8$ m/s). În mod tipic $v \approx 0{,}67 \times c \approx 2 \times 10^8$ m/s

Banda de trecere a mediului. Se întinde de la zero până la o frecvenţă maximă de ordinul a câteva sute de megahertzi sau câţiva gigahertzi. Limitările sunt date de două fenomene independente, pierderile în dielectric (la frecvenţe mari dielectricul absoare o parte din energia câmpului electric dintre conductoare) şi efectul pelicular (la frecvenţe mari curentul electric din conductoare nu circulă uniform în toată masa acestora ci doar în vecinătatea suprafeţei). Îmbătrânirea izolaţiei cablului duce la micşorarea frecvenţei maxime a benzii de trecere.

Atenuarea semnalului. Factorul de atenuare creşte exponenţial cu lungimea mediului. În consecinţă, logaritmul factorului de atenuare creşte liniar cu lungimea mediului. Ca urmare, pentru un tip de cablu se specifică raportul dintre logaritmul factorului de atenuare şi lungimea corespunzătoare, în decibeli pe kilometru. Cu titlu de exemplu, dăm câteva valori tipice: 17 dB/km pentru cablu coaxial „Ethernet gros“; 120 dB/km pentru cablu torsadat Ethernet.

Impedanţa caracteristică a mediului. Să presupunem că ataşăm la un capăt al unei bucăţi infinite de cablu o sursă de tensiune alternativă. Se

observă că intensitatea curentului ce trece prin sursă şi prin capătul dinspre sursă al cablului este proporţională cu tensiunea. Raportul dintre tensiune şi intensitate se numeşte *impedanţa caracteristică* a cablului.

Receptorul se caracterizează şi el printr-o *impedanţă de intrare*, definită ca raportul dintre tensiunea aplicată la bornele receptorului şi intensitatea curentului absorbit de receptor. Emiţătorul se caracterizează printr-o *impedanţă de ieşire*, definită ca raportul dintre scăderea tensiunii la borne cauzată de absorbţia unui curent de către un dispozitiv montat la bornele emiţătorului şi intensitatea curentului absorbit.

Dacă la un capăt de cablu de o anumită impedanţă legăm un cablu de altă impedanţă sau dacă emiţătorul sau receptorul ataşat are altă impedanţă decât impedanţa caracteristică a cablului, spunem că avem o *neadaptare de impedanţă*. În acest caz, joncţiunea respectivă reflectă o parte din semnalul incident (este analog reflexiei luminii la trecerea din aer în sticlă, sau în general între medii cu indice de refracţie diferit).

Reflexia produce două neajunsuri: pe de o parte scade puterea semnalului util ce ajunge la receptor, iar pe de altă parte un semnal ce suferă două reflexii succesive se poate suprapune peste semnalul util şi, fiind întârziat faţă de acesta, îl distorsionează.

Impedanţa se măsoară în *ohmi* (simbol Ω). Cablul pentru televiziune are impedanţa de 75 Ω. Cablul coaxial pentru reţea Ethernet are impedanţa de 50 Ω. Cablul torsadat Ethernet are 100 Ω.

3.4.3. Legătură magistrală

La o pereche de conductoare pot fi conectate mai multe emiţătoare sau receptoare. O astfel de interconectare poate avea două scopuri: pentru a realiza simplu o comunicaţie de tip difuziune (un emiţător transmite simultan către mai multe receptoare) sau pentru a permite mai multor calculatoare să comunice fiecare cu fiecare.

O astfel de pereche de conductoare la care se leagă mai multe dispozitive se numeşte *magistrală*.

Realizarea mediului fizic, în acest caz, este complicată de necesitatea de a avea adaptare de impedanţă în fiecare punct al mediului. În general, la simpla conectare a trei perechi de conductoare sau, echivalent, la ramificarea unei perechi apare, în punctul de ramificaţie, o neadaptare de impedanţă.

Există dispozitive mai complicate (conţinând transformatoare de semnal) care permit ramificarea unei perechi de conductoare fără a introduce o

neadaptare de impedanţă, însă nu permit propagarea semnalului de la fiecare ramură spre toate celelalte.

O altă soluţie de conectare a mai multor dispozitive (emiţătoare sau receptoare) la un cablu constă în realizarea unei ramificaţii foarte scurte, astfel încât să nu aibă comportament de linie lungă (la frecvenţele cu care se lucrează uzual, aceasta înseamnă cel mult câţiva centimetri), la capătul căreia se conectează emiţătorul sau receptorul. Emiţătorul sau receptorul astfel conectat trebuie să aibă impedanţa de ieşire, respectiv de intrare, mult mai mare decât impedanţa perechii de conductoare la care se conectează. O astfel de conectare se utilizează, de exemplu, în reţelele Ethernet vechi (vezi § 9.1.3 şi fig. 9.1).

Dacă un capăt de pereche de conductoare este lăsat liber (neconectat), el produce reflexii. De fapt, un capăt neconectat poate fi văzut ca o joncţiune de la perechea ce are o anumită impedanţă la un dispozitiv având impedanţa infinită. Pentru evitarea reflexiilor, la capătul unei perechi de conductoare trebuie montat un dispozitiv numit *terminator*. Terminatorul este un simplu rezistor, având rezistenţa egală cu impedanţa cablului. El absoarbe integral semnalul incident, neproducând nici un fel de reflexie. Notăm că terminatoarele sunt utilizate în mod normal doar pe legături magistrală; pe legăturile punct la punct, emiţătorul şi receptorul au, în mod obişnuit, impedanţa necesară, astel încât joacă şi rol de terminator.

3.4.4. Considerente practice

Transmisia prin conductoare electrice este cea mai simplu de realizat deoarece calculatoarele însele folosesc intern semnale electrice pentru transmiterea, stocarea şi prelucrarea informaţiei. De asemenea, tăierea la dimensiune a cablurilor şi montarea conectoarelor se pot realiza cu unelte relativ ieftine şi fără a necesita prea multă calificare din partea lucrătorilor. Aceste motive fac ca, în majoritatea situaţiilor practice, perechile de conductoare să fie încă cea mai potrivită soluţie pentru comunicaţii pe distanţe mici.

Faptul că mediul de transmisie este conductor ridică însă probleme speciale, în situaţiile în care prin conductoarele mediului de transmisie ajung să curgă curenţi din alte surse.

Astfel, între carcasele, legate la pământarea reţelei electrice, a două calculatoare sau alte echipamente, poate apare o tensiune electrică de ordinul câtorva volţi; dacă echipamentele sunt conectate la reţelele electrice a două clădiri diferite, tensiunea dintre carcase de propagarele lor poate fi chiar mai mare. Pentru ca aceasta să nu perturbe semnalul util, în construcţia plăcilor de reţea trebuie luate măsuri speciale de izolare. Dacă unul dintre conduc-

toare este expus atingerii cu mâna (este cazul la reţelele Ethernet cu cablu coaxial, unde conductorul exterior este legat la partea metalică exterioară a conectoarelor), standardele de protecţie la electrocutare cer legarea la pământ a conductorului respectiv; legarea la pământ trebuie însă făcută într-un singur punct pentru a evita suprapunerea peste semnalul util a tensiunilor dintre diverse puncte ale reţelei de pământare.

O altă sursă de tensiuni parazite între conductoarele de semnal sunt descărcările electrice din atmosferă (fulgerele şi trăznetele). Deoarece în mod normal conductoarele reţelei sunt izolate faţă de reţeaua de pământare, fenomenele atmosferice pot induce tensiuni ridicate între conductoarele reţelei şi carcasele echipamentelor, putând duce la distrugerea echipamentelor reţelei. Ca urmare, în cazul unor cabluri de reţea duse prin exteriorul clădirilor, este necesară fie ecranarea cablului şi legarea ecranului la pământ, fie amplasarea unor *descărcătoare* care să limiteze tensiunea dintre conductoarele reţelei şi pământ.

3.5. Transmisia prin unde radio

Undele electromagnetice sunt oscilaţii ale câmpului electromagnetic. Aceste oscilaţii se propagă din aproape în aproape.

Frecvenţa unei unde electromagnetice este frecvenţa de oscilaţie a câmpului electromagnetic într-un punct fixat din spaţiu.

Lungimea de undă a unei unde este distanţa parcursă de undă în timpul unei oscilaţii complete. Lungimea de undă se notează cu λ şi are valoarea $\lambda = \frac{v}{f}$, unde f este frecvenţa şi v este viteza de propagare. Viteza de propagare depinde de mediul în care se propagă unda. Ca urmare, lungimea de undă se modifică la trecerea dintr-un mediu în altul.

Lungimea de undă se utilizează adesea în locul frecvenţei pentru a caracteriza unda. În acest caz lungimea de undă se calculează pentru viteza de propagare a undelor electromagnetice în vid $v = c = 3 \times 10^8$ m/s.

Viteza de propagare în aer este foarte apropiată de viteza în vid; pentru majoritatea scopurilor cele două viteze pot fi considerate egale.

Undele radio sunt unde electromagnetice având frecvenţe la care pot să lucreze dispozitivele electronice; în funcţie de autori, limita de jos a frecvenţelor undelor radio este cuprinsă între 30 Hz ($\lambda = 10000$ km) şi 3 kHz ($\lambda = 100$ km), iar limita de sus a frecvenţelor este cuprinsă între 1 GHz ($\lambda = 30$ cm) şi 300 GHz ($\lambda = 1$ mm), cu observaţia că undele electromagnetice din intervalul 1 GHz – 300 GHz se numesc *microunde* şi unii autori consideră că microundele nu fac parte dintre undele radio ci sunt o categorie separată de acestea.

De interes practic în reţelele de calculatoare sunt undele radio în intervalul 300 MHz – 30 GHz, sau echivalent, cu lungimile de undă cuprinse între 1 m şi 1 cm.

La transmisia prin unde radio, mărimile fizice utilizate ca semnal sunt intensitatea câmpului electric şi inducţia magnetică. Cele două mărimi sunt proporţionale în modul şi au direcţii perpendiculare una pe cealaltă şi pe direcţia de propagare a undei.

Într-un sistem de transmisie prin unde radio, emiţătorul cuprinde două blocuri distincte: un dispozitiv electronic, care produce un semnal de tip tensiune şi intensitate electrică, şi *antena*, care converteşte semnalul din tensiune şi intensitate electrică în câmp electromagnetic.

Receptorul constă de asemenea dintr-o antenă, care plasată în calea undelor electromagnetice transformă semnalul din câmp electromangetic în tensiune şi intensitate electrică, şi un dispozitiv electronic, care decodifică semnalul electric.

Orice antenă poate servi atât la emisie cât şi la recepţie. (Singura diferenţă ce apare între antene este că antenele de emisie de putere mare trebuie construite astfel încât să suporte tensiunile şi curenţii mari ce apar în elementele lor.)

Mai multe proprietăţi ale sistemului de transmisie fac ca lăţimea benzii de trecere a întregului sistem să fie îngustă în raport cu frecvenţele între care se încadrează banda de trecere; raportul între lăţimea benzii şi limita inferioară a benzii este în mod tipic de cel mult câteva procente. Din această cauză, transmisia prin unde radio este întotdeauna cu modulaţie, iar frecvenţa purtătoare este cel puţin de câteva zeci de ori mai mare decât lăţimea de bandă.

De exemplu, pentru o viteză de transmisie de 10 Mbit/s avem în mod tipic nevoie de o lăţime de bandă apropiată de 10 MHz, pentru care frecvenţa purtătoare va fi de cel puţin 200 MHz.

3.5.1. Propagarea undelor

3.5.1.1. Polarizarea

Câmpul electromagnetic se caracterizează prin două mărimi vectoriale, definite pentru fiecare punct din spaţiu: *intensitatea câmpului electric*, notată cu $\vec{E}$, şi *inducţia magnetică*, notată cu $\vec{B}$.

Într-un fascicul de unde electromagnetice, paralel şi mult mai lat decât lungimea de undă, vectorii $\vec{E}$ şi $\vec{B}$ sunt întotdeauna perpendiculari unul pe celălalt şi pe direcţia de deplasare a undelor.

Dacă $\vec{E}$ are direcţie constantă şi îi variază doar sensul şi modulul,

fasciculul se numeşte *polarizat liniar*. Un fascicul polarizat liniar se caracterizează prin direcţia vectorului $\vec{E}$, numită *direcţia de polarizare*.

Dacă $\vec{E}$ are modul constant şi direcţia lui se roteşte uniform, în plan perpendicular pe direcţia de deplasare a undei, fasciculul se numeşte *polarizat circular*. Se distinge *polarizare circulară stângă* dacă, privind în direcţia de propagare a undelor, dinspre emiţător spre receptor, direcţia lui $\vec{E}$ se roteşte în sens invers acelor de ceas; şi *polarizare circulară dreaptă* dacă $\vec{E}$ se roteşte în sensul acelor de ceas.

Un fascicol cu polarizare circulară rezultă de fapt prin suprapunerea a două fascicole, de amplitudine egală, polarizate perpendicular unul pe celălalt, deplasându-se în aceeaşi direcţie şi cu un decalaj de un sfert de ciclu între ele. Dacă cele două fascicole au amplitudini diferite, rezultă ceea ce se numeşte *polarizare eliptică*; polarizarea liniară şi polarizarea circulară sunt de fapt cazuri particulare de polarizare eliptică.

3.5.1.2. Absorbţia şi reflexia

Absorbţia undelor radio în aer este neglijabilă.

Picăturile de apă (din ploaie, nori, ceaţă) absorb destul de puternic undele radio, în special microundele. Apa absoarbe puternic toate undele radio; de aceea este greu de obţinut legătură radio sub apă. Absorbţie moderată se produce în pământ şi în diferite materiale de construcţie.

Scăderea puterii undelor radio datorită absorbţiei este exponenţială cu distanţa, ca şi în cazul propagării semnalelor prin cabluri.

Metalele reflectă undele radio. Plasele metalice care au contact bun între firele componente şi au ochiurile mult mai mici decât lungimea de undă se comportă ca o suprafaţă metalică compactă. Armăturile clădirilor din beton armat nu fac contact electric prea bun între ele, însă perturbă serios propagarea undelor radio.

Ionosfera reflectă undele cu lungimi de undă de ordinul metrilor; prin reflexii repetate între Pământ si ionosferă, aceste unde pot parcurge uşor multe mii de kilometri.

3.5.1.3. Difracţia

Orice undă ocoleşte obstacolele mai mici decât o fracţiune din lungimea de undă, în vreme ce în spatele obstacolelor mai mari de câtea lungimi de undă „rămâne umbră“. De aceea, undele lungi, cu lungime de undă de ordinul kilometrilor sau sutelor de metri sunt capabile să ocolească obstacole mari, inclusiv curbura Pământului pe distanţă de câteva sute sau chiar mii de kilometri. Prin contrast, undele cu lungime de undă sub câţiva metri se propagă aproape numai în linie dreaptă, dealurile sau clădirile mai mari putând provoca umbre.

3.5.1.4. Interferenţa undelor

Dacă într-un punct ajung unde pe mai multe căi, de exemplu o cale directă şi o cale prin reflexia pe un obstacol, unda recepţionată în acel punct este suma undelor ce ajung pe toate căile.

Dacă diferenţa de drum între două căi este un număr întreg de lungimi de undă, dar mult mai mică decât lungimea unui bit, undele se suprapun în fază şi se adună, semnalul recepţionat fiind mai puternic. Dacă diferenţa de drum este apropiată de un număr impar de lungimi de undă, undele se suprapun în antifază şi se anulează reciproc, semnalul recepţionat fiind slab sau nul. În aceste situaţii, deplasarea receptorului (sau emiţătorului) pe o distanţă de la un sfert din lungimea de undă şi până la de câteva ori lungimea de undă poate modifica mult calitatea semnalului (reaminitim că în transmisiile de date se utilizează lungimi de undă cuprinse între 1 cm şi 1 m). Schimbarea lungimii de undă pe care se face transmisia poate de asemenea modifica mult efectul.

Dacă diferenţa de drum între semnalele recepţionate pe căi diferite este comparabilă sau mai mare decât lungimea unui bit şi puterile semnalului pe cele două căi sunt apropiate, semnalele propagate pe cele două căi se bruiază reciproc. Situaţia apare mult mai rar decât cea prezentată mai sus, însă nu poate fi corectată decât prin mutarea staţiilor faţă de obstacolele ce produc reflexiile.

3.5.1.5. Divergenţa undelor

Pe măsură ce ne depărtăm de emiţător, puterea semnalului scade datorită extinderii frontului de undă. Densitatea puterii este invers proporţională cu suprafaţa frontului de undă, care la rândul ei este proporţională cu pătratul distanţei faţă de emiţător.

Ca urmare, puterea recepţionată P_r este invers proporţională cu pătratul distanţei d dintre emiţător şi receptor:

$$P_r = P_e \cdot \alpha \cdot \frac{1}{d^2}$$

unde α este o constantă ce depinde de construcţia antenelor de emisie şi de recepţie, iar P_e este puterea emiţătorului.

Scăderea puterii datorită extinderii frontului de undă este independentă de eventuala absorbţie a undelor în mediu; aceasta din urmă duce la o scădere exponenţială cu distanţa a puterii semnalului.

3.5.2. Antene

O *antenă* este un dispozitiv care realizează conversia între un semnal electric (tensiune şi intensitate electrică) pe o pereche de conductoare şi

oscilaţiile electromagnetice în mediul înconjurător antenei. Orice antenă este reversibilă: dacă i se aplică un semnal electric la borne, va radia unde electromagnetice şi, reciproc, dacă este plasată în calea undelor electromagnetice, va produce semnal electric la borne.

În general o antenă este optimizată pentru o anumită bandă de trecere.

O antenă are un anumit *randament*, definit ca raportul dintre puterea undei electromagnetice radiate şi puterea absorbită din semnalul electric primit.

3.5.2.1. Directivitatea

O antenă nu radiază uniform de jur împrejur. Prin *câştigul* (engl. *gain*) unei antene *pe o direcţie* se înţelege raportul dintre puterea radiată pe acea direcţie şi puterea radiată de o antenă etalon, în aceleaşi condiţii. Ca etalon se utilizează de obicei o antenă ipotetică care ar radia egal în toate direcţiile şi ar avea randamentul 100%. Deoarece energia se conservă, câştigul este pe unele direcţii supraunitar şi pe altele subunitar, integrala lui pe întreaga sferă fiind $4\pi\eta$ (unde η reprezintă randamentul antenei). Câştigul este dat uneori direct, alteori este dat logaritmul câştigului, exprimat în decibeli.

Câştigul antenei pe diverse direcţii este reprezentat grafic prin *diagramele de câştig*. O astfel de diagramă este o reprezentare a câştigului ca funcţie de unghi pe toate direcţiile dintr-un plan.

O direcţie de maxim local al câştigului, împreună cu direcţiile apropiate, se numeşte *lob*. Lobul care cuprinde maximul global al câştigului se numeşte *lobul principal* al antenei. Ceilalţi lobi se numesc *lobi secundari* sau *lobi laterali*. Valoarea maximă, pentru toate direcţiile posibile, a câştigului este numită *câştigul antenei*.

O antenă optimizată să aibă câştig cât mai mare pe o direcţie, în detrimentul celorlalte direcţii, se numeşte *antenă directivă*. O antenă optimizată pentru a avea câştig cât mai uniform, cel puţin în planul orizontal, se numeşte *antenă nedirectivă*. O antenă cu câştig perfect uniform de jur împrejur (radiator izotrop) este imposibil de realizat.

Există o legătură între dimensiunea antenei, directivitatea şi lungimea de undă la care funcţionează. Anume, raza unghiulară a lobului principal (măsurată în radiani) nu poate fi mai mică decât raportul dintre diametrul antenei şi lungimea de undă. Ca exemplu, pentru a obţine un lob principal de 3° ($\approx 0{,}05$ rad) la o lungime de undă de 6 cm ($f = 5$ GHz) avem nevoie de o antenă de cel puţin 1,2 m diametru. Limitarea aceasta este legată de fenomenele de difracţie a undelor şi nu poate fi ocolită.

O antenă de recepţie plasată în calea undelor recepţionează o putere proporţională cu densitatea de putere a undei incidente. Raportul dinte puterea disponibilă la bornele antenei şi densitatea de putere a undei incidente se numeşte *aria efectivă* sau *apertura* antenei. Apertura poate fi privită ca suprafaţa, transversală pe direcţia de propagare a undelor, de pe care antena preia întreaga energie. Apertura depinde de direcţia considerată a undei incidente.

Apertura faţă de o anumită direcţie a undei incidente este proporţională cu câştigul antenei pe acea direcţie. Relaţia este:

$$S = G\frac{\lambda^2}{4\pi} \tag{3.6}$$

unde S este aria efectivă, G este câştigul, iar λ este lungimea de undă.

Utilizând relaţia (3.6), se poate calcula puterea recepţionată, dacă distanţa dintre emiţător şi receptor este mult mai mare decât dimensiunile antenelor:

$$\begin{aligned} P_r &= P_e \cdot G_e \cdot \frac{1}{4\pi d^2} \cdot S_r = \\ &= P_e \cdot G_e \cdot \frac{\lambda^2}{16\pi^2 d^2} \cdot G_r \end{aligned}$$

unde P_r este puterea disponibilă la bornele antenei receptoare, P_e este puterea aplicată la bornele antenei emiţătoare, d este distanţa dintre emiţător şi receptor, G_e este câştigul emiţătorului pe direcţia spre receptor, iar G_r şi S_r sunt respectiv câştigul şi apertura antenei receptoare pe direcţia spre emiţător.

Exemplul 3.1: Considerăm un emiţător (de exemplu, un calculator dintr-o reţea IEEE 802.11 — *wireless*) care emite un semnal cu puterea $P_e = 100$ mW (sau, echivalent, +20 dBm) şi frecvenţa $f = 2{,}4$ GHz (lungimea de undă este atunci $\lambda = 0{,}125$ m). Mai presupunem că receptorul se găseşte la o distanţă $d = 100$ m faţă de emiţător, că absorbţia semnalului este neglijabilă (emiţătorul şi receptorul se găsesc în câmp deschis şi nu plouă) şi că ambele antene au un câştig $G_e = G_r = 2$ pe direcţia spre partenerul de comunicaţie. Rezultă puterea semnalului recepţionat:

$$P_r = 10^{-1}\ \text{W} \cdot 2 \cdot \frac{(0{,}125\ \text{m})^2}{16\pi^2 (100\ \text{m})^2} \cdot 2 \approx 3{,}9 \cdot 10^{-9}\ \text{W},$$

adică aproximativ −84 dBm.

3.5.2.2. Polarizarea

Antenele cele mai simple au polarizare liniară: unda emisă este polarizată liniar, pe o direcţie stabilită prin construcţia antenei. Rotirea antenei emiţătorului faţă de cea a receptorului duce la variaţia semnalului recepţionat între un maxim (când direcţiile polarizărilor celor două antene sunt paralele) şi un minim (teoretic zero) când direcţiile sunt perpendiculare.

O antenă polarizantă liniar va recepţiona întotdeauna, indiferent de direcţia de polarizare, o transmisie polarizată circular; reciproc, o antenă polarizantă circular va recepţiona o emisie polarizată liniar. O antenă polarizantă circular va recepţiona o transmisie polarizată circular numai dacă are acelaşi sens al polarizării. Rotirea antenelor în jurul dreptei ce le uneşte nu are efect.

3.5.2.3. Tipuri de antene

Antenele nedirective sunt de cele mai multe ori un simplu baston metalic (de fapt, bastonul este un pol, iar carcasa aparatului sau, după caz, Pământul. este celălalt pol). O astfel de antenă are câştig maxim în planul orizontal (perpendicular pe baston) şi zero pe direcţie verticală (în lungul bastonului). Undele produse sunt polarizate vertical.

Antenele directive cele mai răspândite pentru comunicaţii de date sunt aşa-numitele *antene parabolice* (denumire improprie, pentru că forma parabolică este a reflectorului antenei). O asrfel de antenă este alcătuită dintr-o oglindă în formă de paraboloid de rotaţie, în focarul căreia este plasată antena propriu-zisă. (În alte construcţii, antena propriu-zisă este plasată în altă parte, iar unda electromagnetică este adusă în focarul reflectorului parabolic printr-un tub metalic numit *ghid de undă*.)

3.5.3. Raza de acţiune a unei legături radio

Spre deosebire de legăturile prin perechi de conductoare sau prin fibre optice, legăturile prin unde radio nu pot fi delimitate net la un anumit domeniu. Dăm în continuare factorii care influenţează raza de acţiune a unei legături radio. Uneori vom dori să îi contracarăm, pentru a extinde domeniul de acţiune, alteori dimpotrivă, îi vom dori să ne menţină o legătură radio într-un domeniu spaţial limitat pentru a nu interfera cu legături radio din apropiere. Cabluri electrice sau optice putem duce câte dorim; câmp electromagnetic este numai unul...

3.5.3.1. Obstacolele

Obstacolele limitează raza de acţiune a legăturii radio. Mai mult, din cauza interferenţei dintre undele reflectate pe diferite căi, este dificil de analizat

exact punctele în care este posibilă recepţia unei emisii radio şi punctele în care emisia este obstrucţionată.

3.5.3.2. Linia orizontului

Unul dintre obstacolele ce limitează raza de acţiune a undelor radio este însuşi Pământul, prin curbura suprafeţei sale. O staţie aflată la o anumită înălţime poate comunica cu o staţie aflată la nivelul solului dacă şi numai dacă staţia de pe sol se află mai aproape decât linia orizontului celeilalte staţii. Două staţii pot comunica dacă există cel puţin un punct comun orizontului celor două staţii.

În câmpie, distanţa până la linia orizontului este (r desemnează raza Pământului, iar h este înălţimea antenei deasupra suprafeţei Pământului):

- măsurată de-a lungul curburii, de la baza turnului în care se află observatorul: $d = r \cdot \arccos \frac{r}{h+r}$;
- măsurată în linie dreaptă de la observator:

$$d = \sqrt{(r+h)^2 - r^2} = \sqrt{h(2r+h)};$$

- dacă $h \ll r$, $d \approx \sqrt{2rh}$. De remarcat că dacă exprimăm numeric $2r$ în mii de kilometri ($2r \approx 12{,}7 \times 10^3$ km) şi h în metri, distanţa d rezultă în kilometri.

Exemple:

Distanţa până la linia orizontului pentru un observator aflat la 1,6 m deasupra pământului (de exemplu un radiotelefon ţinut în mână) este $d = \sqrt{12{,}7 \cdot 1{,}6}$ km $\approx 4{,}5$ km.

Un turn cu înălţimea de 20 m (obişnuit pentru un releu GSM) are linia orizontului la 16 km. O staţie aflată într-un astfel de turn poate comunica cu un radiotelefon ţinut în mână la o distanţă de 16 km+4,5 km = 20,5 km (de regulă raza de acţiune a unui releu GSM este limitată de alte considerente).

De pe un turn cu înălţimea de 50 m, distanţa la linia orizontului este $d = \sqrt{12{,}7 \cdot 50}$ km ≈ 25 km. Două relee de telecomunicaţii având 50 m înălţime fiecare pot comunica direct dacă sunt la mai puţin de 50 km unul de altul.

Distanţa la linia orizontului creşte încet cu înălţimea; dacă se dublează înălţimea, distanţa la linia orizontului creşte cu un factor de $\sqrt{2} \approx 1{,}4$.

3.5.3.3. Utilizarea sateliţilor artificiali ai Pământului

Sateliţii artificiali ai Pământului sunt utilizaţi ca echivalentul unor turnuri înalte pentru montarea unor staţii radio. După altitudinea la care

sunt plasaţi, distingem trei categorii de sateliţi:

sateliţi de joasă altitudine aflaţi între 200 . . . 1000 km, cu perioada de rotaţie de 1,5 . . . 1,8 h;

sateliţi de altitudine medie între 10000 . . . 15000 km (raza orbitei de 3–4 ori raza Pământului), cu perioada de rotaţie de 6 . . . 9 h;

sateliţi geostaţionari aflaţi la 35800 km deasupra ecuatorului, au perioada de rotaţie de exact o zi şi ca urmare apar ficşi faţă de Pământ.

Un satelit are o arie de acoperire incomparabil mai mare faţă de o staţie terestră. La 200 km altitudine, un satelit acoperă o rază de 1500 km, iar un satelit de medie altitudine acoperă o rază de peste 7000 km.

Din cauza distanţelor mari, comunicaţia cu sateliţii necesită fie puteri mari, fie antene cu directivitate foarte bună. Este de remarcat faptul că distanţa de la un satelit la o staţie terestră este de la câteva zeci la câteva sute de ori mai mare decât distanţa de la un releu amplasat într-un turn la o staţie terestră. Ca urmare, pentru aceleaşi antene, puterile necesare sunt de la cateva sute la câteva sute de mii de ori mai mari.

La comunicaţia între sateliţi geostaţionari şi staţii fixe de pe sol se pot utiliza relativ uşor antene cu directivitate bună, deoarece antenele de pe sol sunt fixe. Orbita geostaţionară este însă destul de „aglomerată“: presupunând că avem antene ce dau un fascicul cu diametrun unghiular de 6°, (vezi exemplul în care rezulta, pentru $f = 5$ GHz, un diametru al antenei de peste 1,2 m) putem distinge doar între 60 de sateliţi distincţi.

Pentru sateliţii care nu sunt geostaţionari, utilizarea antenelor directive necesită un sistem foarte complicat de urmărire a satelitului.

3.5.3.4. Zgomotul

Zgomotul în transmisiile radio provine din multe surse, între altele aparatură electronică, întrerupătoare electrice (inclusiv colectoarele motoarelor de curent continuu). Transmisiile radio sunt mult mai sensibile la zgomot decât transmisiile prin conductoare electrice, deoarece la conductoare electrice undele radio pătrund accidental în semnal, din cauza ecranării imperfecte, pe câtă vreme la transmisiile radio semnalul util se amestecă direct cu zgomotul radio ambiant.

Nivelul zgomotului radio ambiant este un factor important care limitează inferior pragul de sensibilitate al receptorului şi, în consecinţă, fixează puterea minimă pentru o anumită distanţă emiţător-receptor.

Nivelul de zgomot scade în general o dată cu creşterea frecvenţei.

3.5.3.5. Scăderea puterii cu distanţa

Densitatea de putere a undelor electromagnetice scade cu pătratul distanţei de la emiţător. Ca urmare, la o sensibilitate fixată a receptorului, pentru a dubla raza de acţiune a emiţătorului trebuie să-i creştem puterea de 4 ori.

Pe de altă parte, dacă două emiţătoare radio funcţionează în aceeaşi regiune geografică şi emit pe frecvenţe identice sau foarte apropiate, atunci transmisia mai puternică „acoperă“ transmisia mai slabă. Aceasta se întâmplă deoarece semnalele celor două emiţătoare se suprapun. Dacă, în punctul în care este plasat receptorul, puterea unuia dintre emiţătoare este mult mai mare decât puterea celuilalt, atunci receptorul va recepţiona doar transmisia mai puternică, chiar dacă, singură, transmisia mai slabă ar putea fi recepţionată corect. Dacă puterile sunt apropiate, receptorul nu va putea „înţelege“ nici una dintre transmisii.

3.5.3.6. Emisia direcţionată şi polarizată

Domeniul de acţiune a unui emiţător sau receptor poate fi restrâns în mod voit dotând emiţătorul sau receptorul (de obicei ambele) cu antene directive. Trebuie însă calculate cu atenţie divergenţa lobului principal, puterea emisă pe lobii secundari ai antenei şi reflexiile de teren.

Polarizarea se poate utiliza pentru a separa două transmisii pe aceeaşi direcţie şi pe aceeaşi lungime de undă. În cazul utilizării polarizării liniare, cele două transmisii trebuie să utilizeze direcţii de polarizare perpendiculare; în cazul polarizării circulare se vor folosi cele două sensuri (stânga şi dreapta). Lobii secundari ai antenelor, precum şi undele reflectate de diverse corpuri, au polarizări greu de controlat.

3.5.4. Spectrul radio şi alocarea lui

Începem cu o precizare de terminologie: în general când este vorba de semnale, termenul de *frecvenţă* se utilizează cu sensul de frecvenţa unei componente în descompunerea Fourier a semnalului, iar termenul de *bandă* se foloseşte cu sensul de interval de frecvenţe între care se încadrează spectrul Fourier al unui semnal.

În comunicaţii radio, termenul de frecvenţă se utilizează adesea şi cu sensul de interval de frecvenţe în care se încadrează o transmisie (efectiv, bandă în sensul de la semnale). Frecvenţe diferite, în acest sens, înseamnă de fapt benzi disjuncte. Valoarea numerică a frecvenţei, specificată în acest context, este frecvenţa purtătoare utilizată. Limitele efective ale benzii se determină din standardul de transmisie folosit.

Noţiunea de *bandă în care se face transmisia* specifică în acest context un interval de frecvenţe alocat pentru o anumită categorie de transmisii radio. Benzile, în acest sens, se specifică fie printr-o anumită frecvenţă sau lungime de undă, din interiorul benzii, şi având o valoare „rotundă“, fie printr-un nume. Limitele benzii se găsesc în standarde.

Două transmisii radio ce se fac pe frecvenţe diferite, sau mai precis, a căror benzi de trecere sunt disjuncte, pot fi separate în general uşor. Separarea în frecvenţă este mult mai uşor controlabilă decât separarea spaţială studiată în § 3.5.3. Două transmisii pe aceeaşi frecvenţă şi în aceeaşi zonă geografică sunt practic imposibil de separat, dacă au puteri apropiate, sau transmisia mai slabă este imposibil de recepţionat fiind „acoperită“ de cea mai puternică.

Pentru evitarea suprapunerilor între utilizatori, utilizarea diverselor benzi de frecvenţe face obiectul unor reglementări legale în fiecare ţară, precum şi a unor acorduri internaţionale. Emiterea unui semnal radio, pe o frecvenţă pentru care operatorul emiţătorului nu este autorizat sau de o putere mai mare decât cea autorizată, poate duce la sancţionarea contravenţională sau chiar penală a operatorului.

În majoritatea cazurilor, un utilizator de comunicaţii radio care doreşte să opereze un emiţător trebuie să obţină o autorizaţie în care se specifică frecvenţa de lucru, puterea maximă, zona geografică în care operează, etc. Există frecvenţe alocate posturilor de radio, sistemelor de comunicaţii radio ale diferitelor instituţii (poliţie, controlorii de trafic aerian, dispecerate de taxiuri, operatori de telefonie mobilă, etc.). Tot în această categorie, însă cu un statut aparte sunt radioamatorii: frecvenţele sunt alocate activităţii de radioamator şi nu unei persoane sau instituţii, însă radioamatorii trebuie să se înregistreze pentru a putea emite.

Există însă benzi pentru care nu este necesară o autorizare expresă a emiţătorului, cu condiţia ca emiţătorul să nu depăşească o anumită putere. În această categorie intră frecvenţele folosite de: reţelele IEEE 802.11 (Wireless Ethernet) şi Bluetooth, tastaturi şi mauşi fără fir, telefoanele fără fir, microfoanele fără fir, walkie-talkie-urile de jucărie, jucării cu telecomandă prin radio, telecomenzi pentru deschis garajul. Utilizatorul unor astfel de echipamente trebuie totuşi să fie atent la eventualele diferenţe între reglementările din diferite ţări: un echipament poate funcţiona legal fără autorizaţie în ţara de origine, dar să necesite autorizaţie în altă ţară.

Echipamentele care lucrează pe frecvenţe pentru care nu trebuie autorizaţie ajung să interfereze dacă sunt plasate în apropiere. Unele dintre acestea permit selectarea frecvenţei de lucru dintre 2–4 frecvenţe predefinite. Utilizatorul va selecta o frecvenţă diferită dacă constată o funcţionare proastă

şi suspectează interferenţe cu echipamente vecine. Altă soluţie este schimbarea repetată a frecvenţei de lucru, după o schemă convenită între emiţător şi receptor, şi tolerarea unui număr de ciocniri ale transmisiilor pe perioadele în care echipamentele vecine se nimeresc aceeaşi frecvenţă. Tehnica se numeşte *frequency hopping* (salturi ale frecvenţei).

Mai menţionăm că, printre producătorii de semnale radio parazite intră şi alte dispozitive, având alte scopuri decât comunicaţiile. Ca fapt divers, enumerăm câteva:

- Sursele de alimentare de la aproape toate aparatele electronice moderne (aşa-numitele *surse în comutaţie*), precum şi blocul de baleiaj de linii de la televizoarele şi monitoarele cu tub catodic, emit semnificativ pe frecvenţe până la câteva sute de kiloherţi (aşa-numitele armonice, adică frecvenţe care sunt multipli ai frecvenţei de lucru a circuitului). Funcţionarea acestora bruiază adesea posturile de radio pe unde lungi şi uneori chiar medii.
- Radioemiţătoarele emit şi pe frecvenţe ce sunt multipli ai frecvenţei purtătoare (armonice). Din acest motiv, se întâmplă uneori ca un post de televiziune să apară, cu semnal foarte slab, şi pe un canal superior celui pe care este transmis normal (dar atenţie, uneori acest efect este datorat recepţiei de la un alt releu de televiziune, mai îndepărtat).

3.5.5. Particularităţi ale sistemelor de comunicaţie prin radio

3.5.5.1. Topologia legăturii

Legăturile între releele de comunicaţie radio, amplasate în turnuri şi dotate cu antene parabolice, sunt în general punct la punct, ca în cazul legăturilor prin perechi de conductoare.

Legăturile între sateliţii geostaţionari şi staţiile terestre sunt astfel că emisia satelitului este recepţionată de mai multe staţii de pe Pământ, şi reciproc, satelitul recepţionează emisia de la mai multe staţii de pe Pământ; staţiile de pe Pământ nu comunică însă direct între ele. O astfel de comunicaţie poate prezenta riscul ca emisiile staţiilor de pe Pământ să se ciocnească fără ca staţiile să observe direct acest lucru.

La echipamente mobile există mai multe posibilităţi. Pentru distanţe mari, una din staţii este fixă şi se plasează într-un turn de unde poate comunica direct cu toate celelalte. Celelalte staţii nu se „văd“ direct una pe alta şi de cele mai multe ori nici dacă „se văd“ protocoalele folosite nu permit comunicaţii directe între ele (exemplu: telefoanele GSM). Staţia centrală primeşte rol de arbitraj al transmisiilor.

Pentru distanţe mici, se poate adopta o organizare mai „democratică“ (exemplu IEEE 802.11): staţiile comunică direct între ele, iar arbitrarea mediului se face prin mijloace asemănătoare cu cele utilizate pe cabluri magistrală (§ 4.2). Spre deosebire însă de cablurile magistrală, unde un pachet emis de o staţie de pe cablu este recepţionat de toate celelalte şi, ca urmare, ciocnirea la recepţie a două pachete este sesizată şi de către emiţătoare, la legăturile radio este posibil ca două transmisii să se ciocnească la receptor dar nici una din staţiile care le-au emis să nu recepţioneze transmisia celeilalte.

3.5.5.2. Fiabilitatea

Fiabilitatea unei legături radio este în general mai scăzută decât a unei legături pe cablu:

- Rata de erori este mult mai mare. La o legătură radio, probabilitatea unei erori de un bit este în mod normal de $10^{-3} \ldots 10^{-5}$. Pentru comparaţie, la transmisia prin perechi de conductoare, probabilitatea unei erori de un bit este de $10^{-7} \ldots 10^{-10}$, iar la fibrele optice, erorile sunt şi mai rare, $10^{-10} \ldots 10^{-12}$.
- La frecvenţe peste 10 GHz, datorită absorbţiei în picăturile de apă, starea legăturii poate depinde de starea vremii.
- Umbrele provocate de clădiri şi relief, precum şi interferenţele între undele reflectate, sunt imposibil de calculat în mod practic. O staţie ce ajunge în umbră va pierde legătura în mod imprevizibil.

3.5.5.3. Securitatea

La comunicaţiile prin cablu pe distanţă scurtă, securitatea comunicaţiei poate fi asigurată păzind cablul. Din acest motiv reţelele locale pe cablu pot să nu prevadă măsuri contra intruşilor.

Undele radio nu pot fi păzite, analog cablului. Reţelele fără fir este esenţial să aibă incorporate măsuri de securitate. Acestea presupun metode criptografice (vezi capitolul 6) ce previn ascultarea sau contrafacerea unui mesaj, şi eventual schimbarea frecvenţei (metoda *frequency hopping*) pentru a preveni bruiajul.

3.6. Transmisia optică

Transmisia optică este de fapt tot o transmisie prin unde electromagnetice, dar cu frecvenţe mult mai mari, anume din intervalul cuprins între $1{,}6 \times 10^{14}$ Hz ($\lambda = 1{,}8$ μm) şi $3{,}7 \times 10^{14}$ Hz ($\lambda = 0{,}8$ μm). Aceste unde electromagnetice fac parte din categoria undelor infraroşii. Vom folosi termenul de

lumină pentru aceste unde, deşi nu se încadrează în domeniul luminii vizibile ($\lambda = 780$ nm $\ldots$ 380 nm).

Mărimea considerată ca semnal este puterea luminoasă. Am putea considera, în mod echivalent, că semnalul transmis de mediu este intensitatea câmpului electric sau inducţia magnetică şi că utilizăm modulaţie în amplitudine pentru a transmite semnalul util.

Emisia şi recepţia se realizează cu dispozitive semiconductoare capabile să emită raze infraroşii la trecerea curentului prin ele (LED-uri, asemănătoare celor de pe panourile de aparate, sau, după caz, diode laser) şi, respectiv, care permit trecerea curentului doar în prezenţa luminii.

Pentru unele aplicaţii, presupunând comunicaţie pe distanţă de cel mult câţiva metri (de exemplu, pentru telecomenzi de televizoare sau pentru dispozitive IrDA), raza de lumină se propagă direct prin aer de la emiţător la receptor. Metoda este dificil de extins la distanţe mai mari.

Raza de lumină poate fi însă foarte uşor ghidată printr-o fibră optică. O fibră optică este în esenţă un fir dintr-un material transparent, prin interiorul căruia trece lumina. Dacă raza de lumină loveşte peretele lateral al fibrei, se întoarce înapoi în fibră. În acest fel, lumina ce intră printr-un capăt al fibrei iese prin celălalt capăt chiar dacă fibra nu este perfect dreaptă.

Fibra optică se mai numeşte şi *ghid de undă optic* (engl. *optical waveguide*), deoarece este identic ca şi scop şi foarte asemănător funcţional cu ghidul de undă utilizat pentru microunde.

Lungimea fibrei, între emiţător şi receptor, poate atinge câteva zeci de kilometri. Lucrurile care fac posibilă atingerea unor distanţe atât de mari sunt atenuarea mică (sub 1 dB/km) şi imunitatea aproape perfectă la zgomot.

3.6.1. Construcţia mediului

Constructiv, o fibră optică este alcătuită dintr-un *miez* (engl. *core*) din silica (bioxid de siliciu, SiO_2, amorf), înconjurat de un *înveliş* (engl. *cladding*), tot din silica, dar cu un indice de refracţie puţin mai mic. Diametrul miezului este principalul parametru dat la o fibră optică; este cuprins între 8 μm şi 62,5 μm. Diametrul învelişului este în mod curent de 125 μm. Pentru comparaţie, diametrul firului de păr uman este de 20 $\ldots$ 30 μm.

Între miez şi înveliş poate fi o discontinuitate netă, sau se poate ca indicele de refracţie să scadă gradual. Fibrele cu discontinuitate netă se numesc *fibre optice cu discontinuitate* (engl. *step index fiber*) iar fibrele cu trecere graduală de la miez la înveliş se numesc *fibre optice graduale* (engl. *grade index fiber*).

Fibra propriu-zisă fiind extrem de subţire şi fragilă, ea este învelită

în mai multe straturi cu rol de protecţie mecanică.

Ideea de bază a conducerii semnalului prin fibră este că o rază de lumină ce se propagă oblic prin miez şi atinge suprafaţa de contact dintre miez şi înveliş să se reflecte înapoi în miez. Reflexia trebuie să fie cu pierderi extrem de mici, deoarece o rază se va reflecta de multe ori de la un capăt la celălalt al fibrei.

3.6.1.1. Conectarea fibrelor optice

Problemele legate de conectarea fibrelor optice reprezintă principalul dezavantaj al fibrelor optice faţă de perechile de conductoare. Conectarea cap la cap a două tronsoane de fibră se poate face:

- *prin lipire*, încălzind fibra până la temperatura de topire a sticlei şi având grijă ca să se lipească capetele dar să nu se amestece miezul cu învelişul. Conectarea prin lipire necesită echipamente mai scumpe, este nedemontabilă, dar perturbă cel mai puţin transmiterea semnalului prin fibră. O lipitură produce o atenuare a semnalului în jur de 0,1 dB, din cauza reflexiei unei părţi a luminii incidente.
- *prin conectoare optice*. Fiecare capăt de fibră se şlefuieşte foarte bine şi se prinde într-o piesă metalică cu rol de ghidaj. Piesele metalice ataşate capetelor de fibră se strâng una faţă de cealaltă, realizând alinierea faţă în faţă a capetelor de fibră. Eventual, spatiul dintre capetele de fibră se poate umple cu un gel transparent cu indice de refracţie apropiat de cel al fibrei, reducând astfel reflexia la capătul fibrei.

3.6.2. Propagarea semnalului optic

3.6.2.1. Moduri de propagare

Dacă diametrul fibrei nu este mai mare de câteva zeci de ori lungimea de undă a luminii, modelul opticii geometrice — propagarea luminii sub forma de raze — nu mai este o aproximare acceptabilă a fenomenelor ce au loc. Din studiul ecuaţiei undelor rezultă doar un număr finit de soluţii, numite *moduri de propagare*. Intuitiv, un mod este un posibil traseu al razei de lumină, traversând în mod repetat, în zig-zag, axul fibrei şi păstrând un unghi fixat faţă de acesta; în fibre suficient de subţiri, doar anumite unghiuri sunt permise.

Dacă o fibră permite existenţa mai multor moduri de propagare a luminii, fibra se numeşte *multimod*. Modurile diferite se propagă în general cu viteze puţin diferite. Intuitiv, acest lucru se întâmplă deoarece viteza de propagare a semnalului în fibră este egală cu valoarea componentei longitudinale a vitezei de propagare a luminii, care depinde de unghiul dintre direcţia

de propagare a luminii şi axa fibrei. Datorită vitezelor diferite, semnalul emis de la un capăt al fibrei este distorsionat, fiind recepţionat la celălalt capăt ca mai multe copii puţin decalate în timp. Acest fenomen de distorsionare a semnalului se numeşte *dispersie intermodală*.

Opusul fibrei multimod este fibra *monomod*, în care ecuaţia undelor admite o singură soluţie. Existenţa unui singur mod elimină dispersia intermodală, îmbunătăţind calitatea propagării semnalului. Pentru a admite un singur mod, fibra trebuie să fie mult mai subţire, diametrele standard fiind 10 μm sau 8 μm. Diametrul mai mic al fibrei atrage două dificultăţi: pe de o parte, cerinţele de aliniere mecanică a fibrei faţă de sursă sunt mai stricte, iar pe de altă parte densitatea de putere luminoasă emisă prin fibră trebuie să fie mai mare. Acest din urmă fapt duce la necesitatea utilizării diodelor laser ca sursă de lumină (LED-urile nu mai sunt adecvate) şi, în consecinţă, la creşterea preţurilor echipamentelor.

3.6.2.2. Caracteristici ale mediului

Dăm în continuare caracteristicile principale ale propagării:

viteza de propagare este viteza luminii în silica, aproximativ $0{,}67 \times c$;

atenuarea este, aşa cum am văzut, foarte mică, de ordinul câtorva decibeli pe kilometru sau chiar câteva zecimi de decibel pe kilometru.

distorsiunile apar sub forma de *dispersie*, adică lăţirea impulsurilor. Sunt cauzate de mai multe fenomene, şi au ca şi consecinţă limitarea practică a produsului dintre frecvenţa maximă ce se poate transmite şi distanţa dintre emiţător şi receptor. Acest produs se numeşte (impropriu) banda de trecere şi se măsoară în megahertzi kilometru (MHz km). Valorile tipice, pentru o fibră multimod, sunt de ordinul a 500 MHz km.

zgomotul în transmisia prin fibră optică apare aproape exclusiv datorită fotodiodei receptoare (zgomot termic); acesta limitează inferior sensibilitatea receptorului şi, la atenuare dată a fibrei, puterea emiţătorului. Captarea de paraziţi de-a lungul fibrei, şi în particular diafonia, sunt neglijabile.

3.6.2.3. Multiplexarea în lungimea de undă

Considerând ca semnal intensitatea câmpului electric, observăm că prin fibra optică se transmite un semnal modulat în amplitudine. Frecvenţa purtătoare este frecvenţa undelor infraroşii. Semnalul modulator este rădăcina pătrată a puterii luminoase emise.

Ca urmare, este posibilă realizarea multiplexării în frecvenţă a mai multor semnale pe aceeaşi fibră optică. Emiţătoarele sunt diode laser sau LED-uri de culori diferite. Receptoarele sunt dotate cu câte un filtru de culoare corespunzătoare plasat în faţa elementului fotosensibil. Această metodă de multiplexare se numeşte *multiplexare în lungimea de undă* (engl. *wavelength division multiplexing* — WDM). Subliniem că diferenţa între multiplexarea în lungime de undă şi multiplexarea în frecvenţă este doar de terminologie, nu una principială. Diferenţa provine doar din faptul că, în cazul transmisiei optice, în lipsa mijloacele de-a analiza direct semnalul electromagnetic (asupra căruia operează multiplexarea în frecvenţă), analizăm doar puterea semnalului electromagnetic.

Este posibilă şi transmisia duplex pe o singură fibră optică. Pentru aceasta se realizează o construcţie cu oglinzi semitransparente care permite ca raza de lumină emisă să pătrundă în fibră, iar raza de lumină ce iese din fibră să ajungă pe elementul receptor. Pentru a preveni diafonia între cele două sensuri de propagare, este necesar ca reflexiile pe capetele fibrei să fie extrem de reduse sau să se aplice o multiplexare în lungimea de undă între cele două sensuri.

3.6.3. Considerente practice

Realizând o transmisie ghidată prin cablu, fibrele optice concurează direct cu perechile de conductoare. Fibrele optice au câteva avantaje: sunt izolatoare din punct de vedere electric, sunt foarte puţin sensibile la zgomot, este dificil de interceptat comunicaţia prin ele (fără a le tăia este aproape imposibil de interceptat semnalul, iar tăierea fibrei poate fi uşor detectată), au atenuare mică şi, în sfârşit, sunt mult mai uşoare (conţin mult mai puţin material) decât perechile de conductoare.

Toate aceste avantaje fac fibrele optice să fie extrem de atractive pentru comunicaţia pe distanţe mari, precum şi pentru echipamente ce lucrează în condiţii mai speciale, de exemplu la tensiuni electrice mari sau în medii cu radiaţii electromagnetice puternice.

Principalele dificultăţi la utilizarea fibrelor optice sunt legate de cablare.

Deşi puterea luminii transportate prin fibra optică este foarte mică, secţiunea extrem de mică a fibrei face ca densitatea de putere să fie suficient de mare pentru a fi periculoasă. Riscul principal este ca, în cazul în care lumina de la emiţătorul optic pătrunde în ochi, să producă leziuni ireparabile ale retinei. Riscul de accident este mărit prin faptul că lumina nu este vizibilă. Ca măsură de protecţie, se pot utiliza ochelari speciali prevăzuţi cu filtre care

lasă să treacă lumina vizibilă, dar blochează infraroşiile transmise prin fibre.

Lipirea fibrelor sau montarea conectoarelor pe fibre necesită echipamente scumpe (zeci de mii de dolari pentru un dispozitiv de lipire şi în jur de o mie de dolari pentru setul de unelte necesare montării conectoarelor) şi personal calificat. Din acest motiv, se comercializează cabluri, de diferite lungimi, cu conectoare gata ataşate.

Un fir de praf ajuns pe capătul unei fibre optice obstrucţionează serios trecerea luminii. De aceea, conectoarele necuplate se acoperă cu capace protectoare.

Capitolul 4

Nivelul legăturii de date

Nivelul legăturii de date are ca rol realizarea unei comunicaţii stabile între calculatoare sau echipamente între care există o legătură directă la nivel fizic (există deci un mediu de comunicaţie între ele).

În general, legătura de date oferă servicii de transport de pachete.

Nivelul fizic oferă servicii de transport de pachete, însă aceste servicii suferă de următoarele lipsuri:

- Pachetele pot fi alterate sau chiar distruse complet din cauza zgomotului.
- Dacă un acelaşi mediu de transmisie este utilizat de mai multe emiţătoare (ceea ce se întâmplă adesea la transmisia prin unde radio, dar uneori şi la transmisia prin perechi de conductoare) şi mai multe dintre aceste emiţătoare transmit simultan, pachetele transmise se alterează reciproc.
- Dacă destinaţia nu poate prelucra datele în ritmul în care sunt transmise de către emiţător, o parte din date se vor pierde.
- Construcţia legăturii fizice este scumpă; mai mult, există un cost independent de capacitate. Ca urmare, este de dorit să putem construim mai multe legături logice, care să transmită fluxuri independente de pachete, partajând aceeaşi legătură fizică.

Ca urmare, nivelul legăturii de date are sarcina de-a realiza următoarele:

- *detectarea* sau *corectarea erorilor* de transmisie;
- *controlul accesului la mediu* în cazul în care există mai multe emiţătoare ce partajează acelaşi mediu de transmisie;
- *retransmiterea pachetelor pierdute* din cauza erorilor de transmisie, a ciocnirilor între pachete transmise de mai multe emiţătoare simultan sau a incapacităţii destinaţiei de-a le prelua la timp;

- *controlul fluxului* de date, adică frânarea emiţătorului în cazul în care destinaţia nu este capabilă să proceseze suficient de repede informaţia primită;
- *multiplexarea* mai multor legături logice prin aceeaşi legătură fizică.

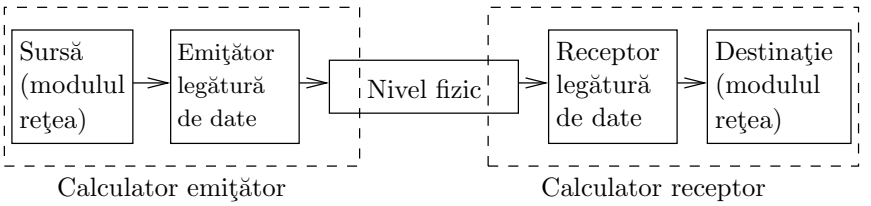


Figura 4.1: Alcătuirea nivelului legăturii de date şi locul său între nivelele reţelei.

Constructiv, nivelul legăturii de date este un modul interpus între nivelul superior (în mod normal, nivelul reţea) şi nivelul fizic (fig. 4.1). Pentru realizarea funcţiilor lor, modulele nivelului legăturii de date ale dispozitivelor ce comunică îşi transmit unul altuia, utilizând serviciile nivelului fizic, două tipuri de informaţii:

- *datele utile*, ce trebuie transmise de către nivelul legăturii de date în folosul nivelelor superioare;
- *informaţii de control*, pentru uzul strict al nivelului legăturii de date.

Informaţiile de control sunt transmise fie împreună cu datele utile, în acelaşi pachet transmis prin nivelul fizic, fie separat, în pachete de sine stătătoare. În primul caz, informaţiile de control sunt plasate fie în faţa datelor utile, sub forma unui *antet*, fie după acestea. În cazul transmiterii datelor de control într-un pachet separat, un astfel de pachet se numeşte *pachet de control*.

4.1. Detectarea şi corectarea erorilor

În vederea detectării sau, după caz, corectării erorilor, emiţătorul de la nivelul legăturii de date adaugă, la fiecare pachet generat de nivelul superior, un număr de *biţi de control*. Biţii de control sunt calculaţi conform unui mecanism de codificare pentru canale cu perturbaţii (vezi § 2.4). Biţii de control sunt adăugaţi, de regulă, la finalul pachetului.

Receptorul recalculează biţii de control conform conţinutului pachetului recepţionat şi-i compară cu cei de la finalul pachetului recepţionat. În caz de nepotrivire, receptorul deduce că s-a produs o eroare de transmisie. În cazul utilizării unui cod corector de erori, receptorul reconstituie conţinutul

cel mai probabil al pachetului original. În cazul unui cod detector de erori, pachetul nu poate fi recuperat; în acest caz, eventuala retransmitere a datelor cade în sarcina unui mecanism de tipul celui ce va fi studiat în § 4.3.

4.2. Controlul accesului la mediu

Problema controlului accesului la mediu se pune în situaţia în care pe un acelaşi mediu fizic acţionează mai multe emiţătoare, a căror emisie simultană interferează în aşa fel încât un receptor nu poate recepţiona corect oricare dintre transmisii. În aceste condiţii, problema accesului la mediu constă în a elabora un protocol care să evite transmisia simultană.

În practică, problema accesului la mediu apare în următoarele ipostaze:

- la transmisia *semi-duplex*, adică în cazul comunicaţiei bidirecţionale, între două entităţi, utilizând acelaşi mediu fizic pentru ambele sensuri.
- la comunicaţia prin unde radio, dacă există mai multe staţii care emit pe aceeaşi lungime de undă. În general, emisia unei staţii este recepţionată de toate staţiile pe o anumită rază. Este cazul aproape tuturor reţelelor fără fir: IEEE 802.11 (*wireless Ethernet*), Bluetooth, GSM, etc.
- dacă staţiile sunt conectate „tip magistrală“, adică mediul de comunicaţie — în general o pereche de conductoare — trece pe la toate staţiile. Este cazul reţelelor *Ethernet* mai vechi.

Există două strategii de control al accesului la mediu:

- *asigurarea unui interval exclusiv de emisie*, pe rând, pentru fiecare staţie;
- *acceptarea posibilităţii coliziunilor şi retransmisia pachetelor distruse* în coliziuni.

Asigurarea unui interval exclusiv de emisie permite garantarea, pentru fiecare staţie, a unui debit minim cu care poate emite şi a unui interval maxim de aşteptare din momentul în care are ceva de transmis şi până la intrarea în emisie; metoda cu coliziuni şi retransmiteri este nedeterministă şi ca atare asigură un anumit debit şi un anumit timp de aşteptare doar cu o anumită probabilitate strict mai mică decât unu. În schimb, în sistemele ce asigură un interval exclusiv de emisie, intrarea şi ieşirea unei staţii din reţea, precum şi revenirea după o pană a unei staţii, sunt complicate. În cazul asigurării unui interval exclusiv de emisie, o parte din capacitatea de transmisie a mediului este consumată de mesajele de sincronizare necesare stabilirii intervalelor fiecărei staţii; în cazul acceptării coliziunilor, o parte din capacitate este pierdută datorită pachetelor distruse în coliziuni.

În general, asigurarea unui interval exclusiv de emisie este favorabilă în sistemele în timp real, cum ar fi reţelele utilizate pentru automatizări industriale transmisie audio-video. Detectarea coliziunilor şi retransmiterea pachetelor distruse în coliziuni este favorabilă în sistemele interactive, cum ar fi reţelele „obişnuite“ de calculatoare.

Aproape în orice sistem în care mai multe dispozitive sunt conectate la acelaşi mediu fizic este necesar ca fiecare dispozitiv să aibă un identificator unic. Acest identificator se numeşte *adresă fizică* sau *adresă MAC* (de la *Media Access Control — controlul accesului la mediu*) sau, dacă nu e pericol de confuzie, *adresă*. Alocarea adresei fizice se face în mod normal prin mecanisme exterioare reţelei, adică adresele sunt alocate fie manual, de către administratorul reţelei, fie în cadrul procesului de fabricaţie al dispozitivului conectat la reţea.

4.2.1. Protocoale bazate pe asigurarea unui interval exclusiv de emisie

Cea mai simplă metodă din această categorie este să existe o staţie desemnată ca *arbitru*, care să anunţe de fiecare dată ce staţie primeşte dreptul de emisie. Anunţul se face printr-un pachet emis de arbitru şi conţinând adresa fizică a staţiei ce poate emite. Staţia anunţată de arbitru are la dispoziţie un interval de timp în care poate să emită ceea ce are de transmis. Dacă staţia nu are nimic de transmis, protocolul poate prevede fie că staţia nu emite nimic, fie că emite un pachet special. Încheierea perioadei alocate unei staţii se poate face fie la expirarea unei durate de timp prestabilite, fie prin anunţul explicit al staţiei că a încheiat transmisia. După încheierea perioadei alocate unei staţii, arbitrul anunţă staţia următoare.

Arbitrul trebuie să aibă lista tuturor staţiilor din reţea. Ieşirea unei staţii se face simplu prin anunţarea arbitrului; ieşirea arbitrului nu este posibilă (decât eventual prin desemnarea unui alt arbitru). Intrarea unei staţii noi necesită un mecanism special de anunţare a arbitrului. Un astfel de mecanism este în general bazat pe coliziuni şi prevede ca arbitrul să întrebe, periodic, dacă există staţii ce vor să intre în reţea. Dacă o staţie, alta decât arbitrul, se defectează, staţia fie este văzută ca o staţie ce nu are nimic de transmis, fie este detectată de către arbitru că nu răspunde şi este scoasă de pe lista staţiilor din reţea. Defectarea arbitrului duce la căderea întregii reţele.

Metoda cu arbitru este utilizată, de exemplu, în cadrul fiecărei celule GSM.

O altă metodă de control al accesului este metoda cu *jeton*. În cadrul acestei metode, în loc să existe un arbitru central care deţine lista completă a staţiilor, lista este distribuită, fiecare staţie cunoscând adresa staţiei următoare. În acest fel, în intervalul de emisie alocat, fiecare staţie emite datele utile, după care anunţă staţia următoare. Metoda cu jeton a fost utilizată în reţelele IEEE 802.4.

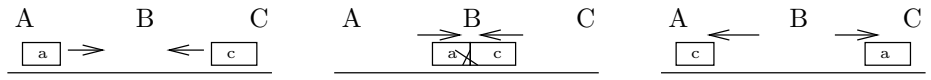
4.2.2. Protocoale bazate pe coliziuni şi retransmitere

Cel mai simplu mecanism bazat pe coliziuni şi retransmitere presupune ca o staţie ce are date de transmis să le transmită imediat. În cazul unei coliziuni, staţia emiţătoare va repeta ulterior pachetul, până la o transmitere cu succes.

Detectarea unei coliziuni, de către fiecare dintre staţiile emiţătoare, se poate face prin două metode:

- *prin ascultarea mediului* pentru a detecta o eventuală transmisie simultană.

  Datorită întârzierilor de propagare diferite, este posibil ca două pachete să fie în coliziune pentru o staţie receptoare şi să nu fie în coliziune pentru altă staţie (fig 4.2). Din acest motiv, un emiţător trebuie să considere coliziune orice situaţie în care detectează o transmisie prea apropiată în timp de o transmisie proprie. Din acelaşi motiv, întârzierea maximă datorată propagării în reţea trebuie limitată prin standard, ceea ce impune o limită asupra întinderii geografice a reţelei.



(a) A şi C emit simultan câte un pachet scurt. Fiecare dintre ei termină emisia propriului pachet cu mult înaintea sosirii pachetului celuilalt.

(b) Ceva mai târziu, ambele pachete ajung la B, unde se produce coliziune.

(c) Şi mai târziu, A primeşte pachetul lui C şi C primeşte pachetul lui A.

Figura 4.2: Două pachete emise simultan, în condiţiile în care timpul de propagare este mai mare decât timpul de transfer. Coliziunea nu este detectată de nici unul dintre emiţătoare, însă este detectată de o staţie aflată la jumătatea distanţei dintre acestea.

La legăturile radio poate să mai apară un fenomen, şi anume, da-

torită atenuărilor diferite, este posibil ca pentru un receptor să apară coliziune între două pachete, în timp ce pentru alt receptor unul dintre pachete să fie atât de puternic atenuat încât să nu perturbe deloc recepţia celui de-al doilea pachet (fig. 4.3). Din acest motiv, la transmisia radio este imposibil ca emiţătorul să detecteze întotdeauna coliziunile propriei transmisii cu alte transmisii simultane.

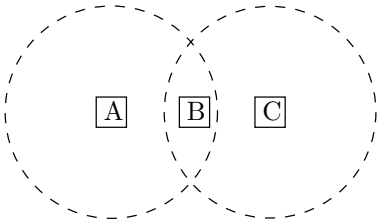


Figura 4.3: Este posibil ca două emiţătoare radio, A şi C, să fie situate prea departe pentru a-şi recepţiona una transmisia celeilalte, dar să existe o a treia staţie, B, care să recepţioneze transmisiile ambelor emiţătoare (liniile punctate delimitează zona în care transmisia unei staţii poate fi recepţionată). În acest caz, A şi C pot emite simultan fără a detecta coliziune, însă pentru B se produce coliziune între transmisiile lui A şi C.

- *prin lipsa confirmării*, din partea receptorului, a primirii pachetului. Pentru aceasta, este necesară utilizarea unui cod detector de erori, cu ajutorul căruia receptorul să detecteaze disturgerea pachetului în urma coliziunii. De asemenea, mai este necesar ca receptorul să confirme pachetele primite cu succes (astfel de mecanisme de confirmare vor fi studiate în § 4.3).

Repetarea unui pachet distrus de o coliziune se face după un interval de timp aleator. Dacă intervalul de timp până la retransmitere ar fi fix, două staţii ce au emis simultan vor emite simultan şi retransmiterile, ciocnindu-şi la infinit pachetele. Mai mult, dacă apar frecvent coliziuni, este bine ca timpul până la următoarea retransmitere să fie mărit.

Acest protocol simplu de acces la mediu se numeşte *Aloha pur*.

O variantă îmbunătăţită a protocolului *Aloha* este protocolul numit *Aloha cuantificat* (engl. *slotted Aloha*). În acest protocol, toate pachetele au aceeaşi lungime. Începerea transmisiei unui pachet nu poate avea loc oricând, ci doar la momente fixate, aflate la o durată de pachet unul de altul.

Alte îmbunătăţiri ce pot fi aduse protocolului *Aloha pur* (nu însă şi la *Aloha cuantificat*) sunt:

- *detectarea purtătoarei* (*CSMA — Carrier Sense Multiple Access*): o staţie

care doreşte să emită ascultă mai întâi mediul; dacă detectează emisia altei staţii, amână emisia proprie până după finalul emisiei celeilalte staţii.

O primă posibilitate este ca staţia să înceapă emisia proprie imediat după terminarea emisiei celeilalte staţii. Dezavantajul este că, pe durata unui pachet lung, este probabil să se adune mai multe staţii care ar fi vrut să emită; ca urmare la finalul transmisiei acelui pachet toate staţiile vor emite simultan, rezultând coliziuni.

O soluţie mai bună este ca o staţie, care doreşte să emită şi constată că mediul este ocupat, să aştepte un interval de timp aleator, după care să verifice din nou dacă mediul este liber. Dacă mediul este liber, începe emisia proprie; dacă nu, aşteaptă un nou interval de timp aleator ş. a. m. d.

- *oprirea transmisiei la detectarea unei coliziuni* (numită, oarecum impropriu, *detectarea coliziunii — collision detection*, *CSMA/CD*): dacă o staţie, în timpul emisiei proprii, detectează o coliziune, abandonează datele rămase de transmis, transmite un semnal de o formă specială pentru a anunţa că pachetul este invalid şi apoi opreşte transmisia. În acest fel, se economiseşte timpul necesar transmisiei datelor rămase, transmisie oricum compromisă.

4.2.3. Protocoale mixte

Există şi protocoale de control al accesului la mediu care combină metode de asigurarea accesului exclusiv cu metode bazate pe coliziuni.

O posibilitate este să se negocieze, prin intermediul unor pachete de control de mici dimensiuni, accesul exclusiv la mediu în vederea transmiterii pachetelor de date, de dimensiuni mai mari.

O astfel de metodă este metoda *CSMA/CA* (*carrier sense multiple access with collision avoidance*, rom. *acces multiplu cu detectarea purtătoarei şi evitarea coliziunilor*), utilizată în reţelele IEEE 802.11. O staţie A care doreşte să transmită un pachet de date unei staţii B îi va trimite întâi un pachet de control, numit RTS (*request to send*, *cerere de transmisie*), în care specifică timpul necesar transmiterii pachetului (sau, echivalent, lungimea pachetului). B răspunde printr-un alt pachet de control, CTS (*clear to send*, *liber la transmisie*), destinat lui A dar recepţionat de toate staţiile, în care pune şi durata transmisiei copiată din pachetul RTS. La primirea pachetului CTS, staţia A transmite pachetul de date. O staţie care recepţionează un CTS adresat altei staţii nu are voie să transmită nici date, nici pachete de control, pe durata anunţată în CTS şi rezervată astfel destinatarului CTS-ului.

Această metodă este foarte favorabilă în reţele fără fir deoarece rezolvă şi aşa-numita *problema staţiei ascunse*: este posibil să existe trei staţii, A, B şi C, cu B situată geografic aproximativ la mijlocul distanţei între A şi C, cu distanţa dintre A şi C puţin peste raza de acţiune a transmisiei, astfel încât A nu recepţionează transmisia lui C şi nici reciproc, dar cu B suficient de aproape de A şi de C astfel încât să poată comunica cu fiecare dintre ele. În această situaţie, dacă A şi C emit simultan, din punctul de vedere al lui B se produce o coliziune, dar nici A nici C nu pot detecta acest lucru. Protocolul CSMA, descris în paragraful precedent, nu permite lui C să detecteze dacă A transmitea deja către B în momentul în care C doreşte să transmită la rândul lui; ca urmare, CSMA se comportă exact ca Aloha pur. În protocolul CSMA/CA, în schimb, C recepţionează CTS-ul adresat de B lui A şi amână transmisia proprie.

Altă posibilitate de combinare a celor două strategii o constituie *protocolalele cu conflict limitat*. În cazul acestor protocoale, staţiile sunt împărţite în grupuri. Fiecărui grup i se alocă intervale exclusive de emisie (ca în cazul protocoalelor bazate pe intervale exclusive de emisie, dar cu diferenţa că fiecare interval se alocă unui întreg grup, nu unei staţii). În cadrul fiecărui grup se aplică un protocol cu coliziuni şi retransmitere. Împărţirea în grupuri poate fi făcută dinamic: dacă în cadrul unui grup apar frecvent coliziuni, grupul este scindat în două; dacă două grupuri au transmisii suficient de rare, pot fi recombinate într-unul singur.

4.3. Retransmiterea pachetelor pierdute

Dacă un pachet de date se pierde (de exemplu datorită unei erori de transmisie, eroare detectată dar nu şi corectată de receptor), este necesară retransmiterea acelui pachet.

Evident, emiţătorul nu are cum să „ghicească“ dacă un anumit pachet ajunge intact la destinaţie sau este pierdut; ca urmare, trebuie stabilită o comunicaţie înapoi dinspre receptor spre emiţător. Principial, există două strategii:

- receptorul *confirmă*(engl. *acknowledge*, ACK) primirea corectă a pachetelor
- receptorul *infirmă* (engl. *negative acknowledge*, NAK) un pachet eronat.

Evident, confirmările sau infirmările sunt şi ele pachete şi deci sunt la rândul lor supuse eventualelor erori de transmisie.

Rolul unui protocol de retransmitere este să asigure că la destinaţie ajung *toate* pachetele emise, *în ordinea* în care sunt emise şi *fără duplicate*.

Aceste trei condiţii împreună formează dezideratul de *transmitere sigură*(engl. *reliable*).

4.3.1. Principiul confirmărilor pozitive şi retransmiterilor

Ideea de bază a mecanismului de retransmitere este următoarea: la primirea cu succes a fiecărui pachet de date, receptorul trimite emiţătorului câte un pachet cu rol de confirmare. Dacă emiţătorul primeşte confirmarea, trece la următorul pachet. Dacă emiţătorul nu primeşte confirmarea unui pachet în timpul dus-întors normal, repetă pachetul ce nu a fost confirmat (vezi figura 4.4).

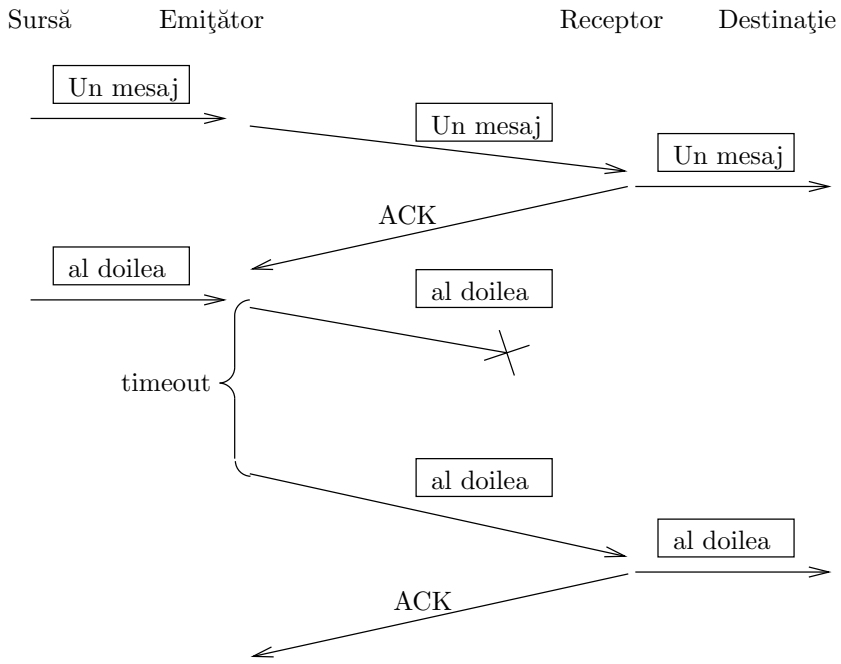


Figura 4.4: Retransmiterea pachetelor pierdute

Să examinăm acum protocolul din punctul de vedere al fiecărui participant (emiţătorul şi receptorul) şi să nu uităm că fiecare are viziunea lui despre sistem, dată de acele informaţii care îi sunt accesibile.

Algoritmul emiţătorului este următorul: pentru fiecare pachet al sursei, cât timp nu a primit confirmare de la receptor, trimite pachetul şi aşteaptă până când fie primeşte confirmarea, fie trece un timp egal cu durata dus-întors normală.

Algoritmul receptorului este următorul: pentru fiecare pachet primit de la emiţător, trimite un pachet de confirmare spre emiţător şi livrează destinaţiei pachetul primit.

Există o problemă cu algoritmul de mai sus. Întrebare pentru cititor: ce se întâmplă dacă un pachet ajunge la destinaţie însă confirmarea lui se pierde?

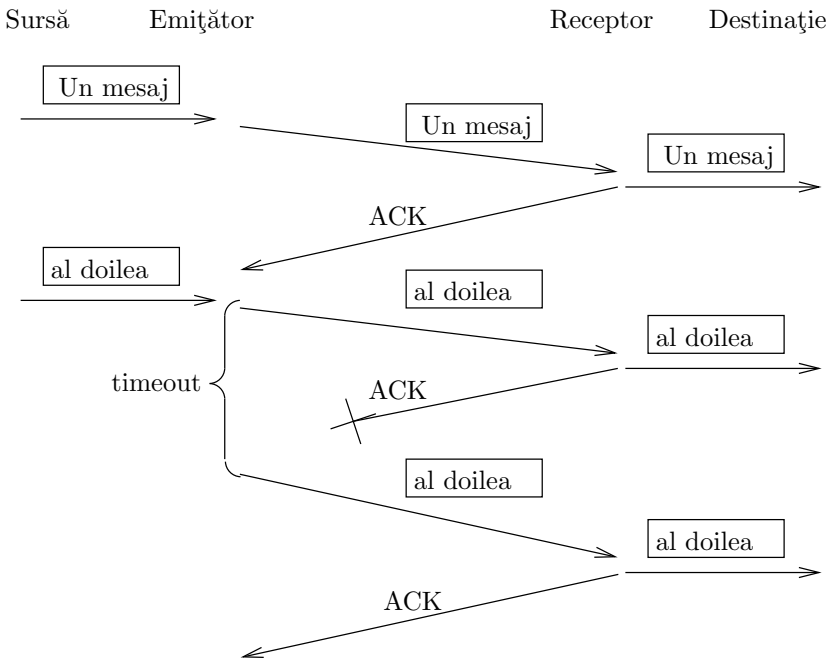


Figura 4.5: În lipsa unor măsuri adecvate, pierderea unei confirmări conduce la dublarea unui pachet.

Rezultatul se vede în figura 4.5 (pachetul ce conţine textul „al doilea“ este livrat în dublu exemplar destinaţiei). Să observăm (comparaţi şi cu figura 4.4) că receptorul *nu are cum să distingă* între trimiterea următorului pachet de date şi retrimiterea unui pachet datorită pierderii confirmării.

Pentru a obţine un algoritm corect, trebuie să furnizăm receptorului suficientă informaţie pentru ca acesta să distingă între repetarea pachetului precedent şi pachetul următor. O soluţie este ca emiţătorul să pună în fiecare pachet trimis numărul său de ordine în cadrul fluxului de date; acest număr de ordine se numeşte *numărul de secvenţă* al pachetului. În acest fel, receptorul va reţine numărul ultimului pachet recepţionat şi va fi capabil să verifice dacă următorul pachet primit este repetarea acestuia sau este următorul pachet al

sursei.

Întrebare pentru cititor: dacă receptorul primeşte un duplicat al pachetului precedent, trebuie să-l confirme sau nu?

Să vedem raţionamentul ce ne duce la răspuns: Emiţătorul nu are de unde să ştie dacă un pachet de date a ajuns sau nu la receptor. Dacă primeşte confirmarea unui pachet, poate fi sigur că pachetul confirmat a ajuns la receptor; dacă însă a trimis un pachet şi nu a primit (încă) confirmarea acestuia, este posibil (conform informaţiilor emiţătorului) ca pachetul să fi ajuns (şi eventual să se fi pierdut confirmarea) sau ca pachetul să nu fi ajuns deloc. El insistă în retransmiterea pachetului până la primirea confirmării. Prin urmare, receptorul trebuie să confirme *fiecare* pachet primit, chiar dacă este un duplicat al unui pachet anterior (vezi figura 4.6).

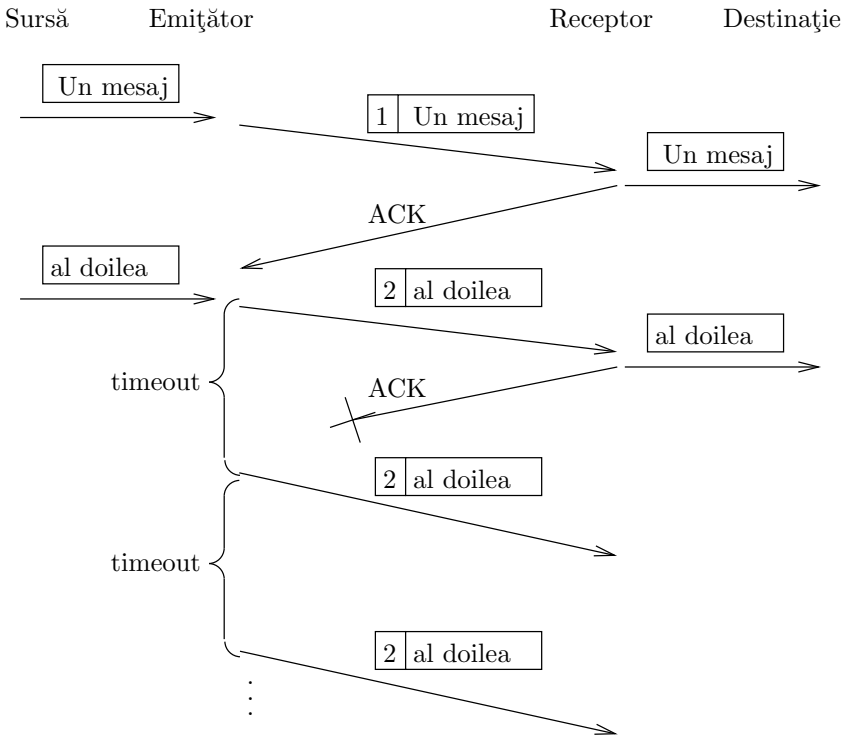


Figura 4.6: Neconfirmarea duplicatelor determină emiţătorul să repete la infinit un pachet a cărui confirmare s-a pierdut.

Suntem acum în măsură să dăm algoritmii corecţi pentru emiţător şi pentru receptor: funcţionarea emiţătorului este descrisă în algoritmul 4.1, iar cea a receptorului în algoritmul 4.2. Un exemplu de funcţionare a acestora

este dat în figura 4.7

Algoritmul *Emiţător_pas_cu_pas*
algoritmul:
    n:=0
    cât timp sursa mai are pachete de trimis execută
        fie d următorul pachet al sursei
        p:=(n, d)
        execută
            trimite p
            recepţionează n', fără a aştepta o durată mai mare de t
        cât timp $n' \neq n$ sau a expirat durata t
    sfârşit cât timp
sfârşit algoritm

Algoritmul 4.1: Algoritmul emiţătorului în protocolul simplu cu confirmări şi retransmiteri. Parametrul t este ales puţin mai mare decât durata dus-întors a nivelului fizic.

Algoritmul *Receptor_pas_cu_pas*
algoritmul:
    n:=0
    cât timp mai există pachete de primit execută
        recepţionează (n', d) de la nivelul fizic
        dacă $n' = n$ atunci
            n:=$n + 1$
            livrează d destinaţiei
        sfârşit dacă
        trimite n' spre nivelul fizic
    sfârşit cât timp
sfârşit algoritm

Algoritmul 4.2: Algoritmul receptorului în protocolul simplu cu confirmări şi retransmiteri.

În aceşti algoritmi am presupus că numărul de secvenţă n poate creşte oricât de mult. În practică, n se reprezintă pe un număr fix de biţi şi ca urmare are o valoare maximă după care revine la 0. Vom vedea în § 4.3.3 în ce condiţii acest lucru afectează corectitudinea algoritmului.

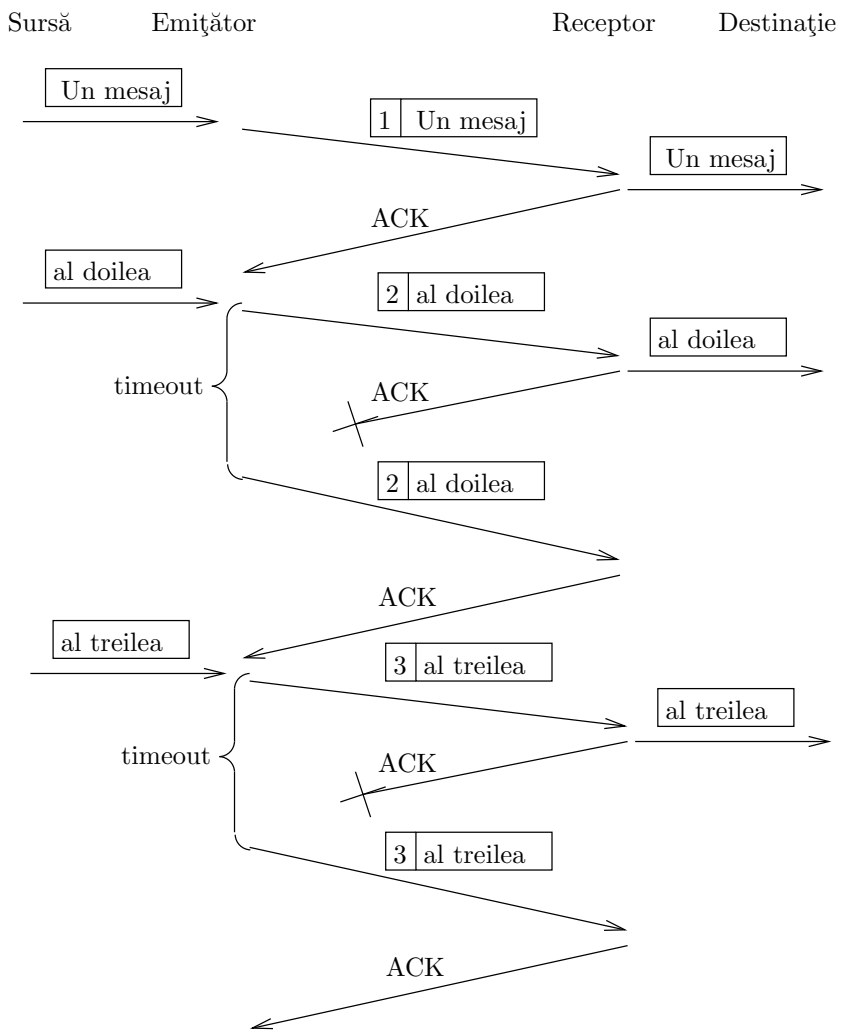


Figura 4.7: Funcţionarea corectă a unui algoritm de retrasnmisie.

4.3.2. Trimiterea în avans a mai multor pachete

Deşi corect, algorimul pas cu pas din paragraful precedent este ineficient în situaţia în care timpul dus-întors între emiţător şi receptor este mult mai mare decât timpul necesar emiterii unui pachet. Acest lucru se întâmplă în cazul transmiterii unor pachete mici prin legături de debit mare şi la distanţă mare. În această situaţie, emiţătorul emite repede un pachet, după care aşteaptă (cea mai mare parte a timpului) propagarea pachetului spre destinatar şi întoarcerea confirmării.

Pentru creşterea eficienţei, ar fi util ca emiţătorul să poată trimite unul după altul mai multe pachete, fără a aştepta confirmarea primului pentru a-l trimite pe următorul. Timpul maxim de aşteaptare pentru confirmarea unui pachet rămâne neschimbat, însă permitem trimiterea mai multor pachete în acest timp.

Trimiterea mai multor pachete în avans schimbă câteva lucruri faţă de cazul trimiterii unui singur pachet:

- Deoarece la un anumit moment pot exista mai multe pachete trimise de emiţător şi neconfirmate, pentru a putea corela confirmările cu pachetele de date, este necesar ca şi confirmările să fie numerotate. Există două strategii posibile:
  - Fiecare pachet de date este confirmat printr-un pachet de confirmare distinct, conţinând numărul de secvenţă al pachetului confirmat.
  - Un pachet de confirmare conţine numărul de secvenţă până la care receptorul a primit toate pachetele. Cu alte cuvinte, un pachet de confirmare confirmă toate pachetele de date cu număr de secvenţă mai mic sau egal cu valoarea din pachetul de confirmare. Această strategie permite trimiterea unui singur pachet de confirmare pentru o serie de câteva pachete de date sosite imediat unul după altul.

  De menţionat că alegerea între aceste variante trebuie consemnată ca parte a protocolului stabilit între emiţător şi receptor.
- În urma pierderii unui pachet, receptorul poate ajunge în situaţia de-a primi un pachet fără să fi primit mai întâi pachetul anterior. În această situaţie, receptorul nu poate livra imediat acel pachet destinaţiei. Există două acţiuni posibile pentru receptor:
  - Receptorul ignoră complet pachetul (în consecinţă, nici nu trimite confirmare).
  - Receptorul memorează pachetul, urmând să-l livreze destinaţiei după primirea pachetului (sau pachetelor) anterioare.

Alegerea uneia sau a celeilate variante priveşte doar receptorul, nu este parte a protocolului de comunicaţie. Mai mult, decizia de-a memora sau de-a ignora pachetul poate fi luată independent pentru fiecare pachet primit de receptor, în funcţie de memoria disponibilă în acel moment.

O metodă utilizată frecvent este ca receptorul să fixeze o *fereastră de recepţie*, adică un interval de numere de secvenţă acceptabile. Pentru aceasta, receptorul fixează la început un număr k. Dacă la un moment dat toate pachetele până la numărul de secvenţă n inclusiv au fost recepţionate şi livrate destinaţiei, receptorul acceptă doar pachetele cu numere de secvenţă situate între $n+1$ şi $n+k$; acest interval constituie fereastra de recepţie. Un pachet cu număr de secvenţă mai mic sau egal cu n este sigur un duplicat, un pachet între $n+1$ şi $n+k$ este memorat (dacă nu a fost primit deja) şi confirmat, iar un pachet cu număr de secvenţă strict mai mare decât $n+k$ este ignorat. La primirea pachetului $n+1$, fereastra este avansată până la primul număr de secvenţă ce nu a fost încă primit.

Este esenţial ca un pachet, ce nu este nici memorat de receptor, nici transmis destinaţiei, să nu fie confirmat. În cazul confirmării unui astfel de pachet, este probabil ca emiţătorul să nu-l mai retransmită niciodată, ca urmare receptorul nu va putea să-l furnizeze destinaţiei.

Emiţătorul trebuie să ţină şi el evidenţa unei *ferestre de emisie*, conţinând pachete, primite de la sursă în vederea trimiterii spre receptor, dar încă neconfirmate de către receptor. Notând cu n primul număr de secvenţă neconfirmat şi cu k dimensiunea ferestrei emiţătorului, fereastra emiţătorului poate conţine pachetele cu numere de la n la $n+k-1$. Emiţătorul trimite, în mod repetat, pachetele din fereastră, până ce primeşte confirmări pentru ele. În momentul în care pachetul n este confirmat, fereastra emiţătorului avansează până la următorul pachet neconfirmat.

Din cauza ferestrelor emiţătorului şi receptorului, protocolul acesta se numeşte *protocolul ferestrei glisante*. Dacă fereastra emiţătorului este de dimensiune 1, protocolul ferestrei glisante funcţionează exact ca şi protocolul pas cu pas din paragraful precedent.

Funcţionarea protocolului ferestrei glisante, în diverse variante, este ilustrată în figurile 4.8–4.10.

4.3.3. Spaţiul numerelor de confirmare

Evident, în practică, numerele de secvenţă nu pot creşte la infinit. În general, numerele de secvenţă sunt reprezentate pe un număr fixat de biţi şi, ca urmare, au o valoare maximă după care se reiau de la 0.

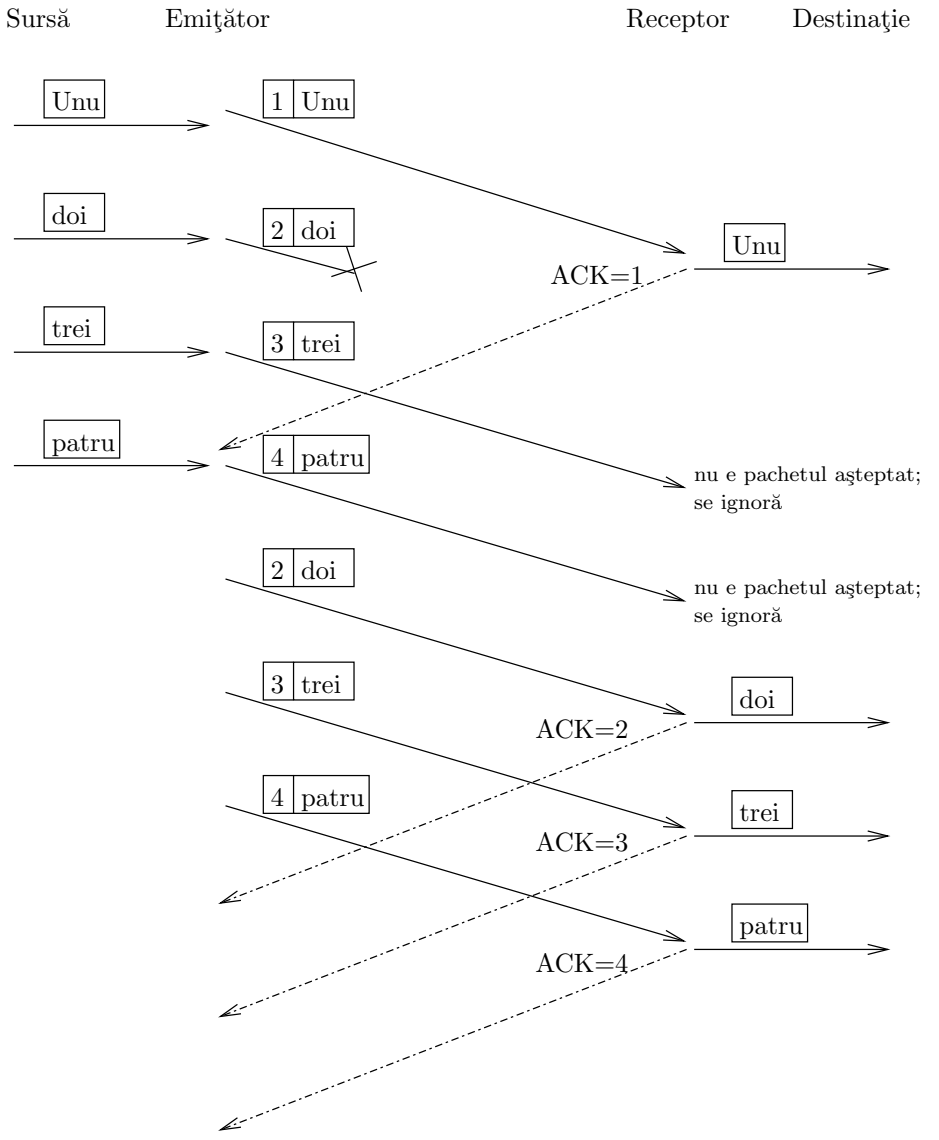


Figura 4.8: Funcţionarea ferestrei glisante în cazul în care dimensiunea ferestrei de recepţie este 1 şi dimensiunea ferestrei de emisie este cel puţin 3.

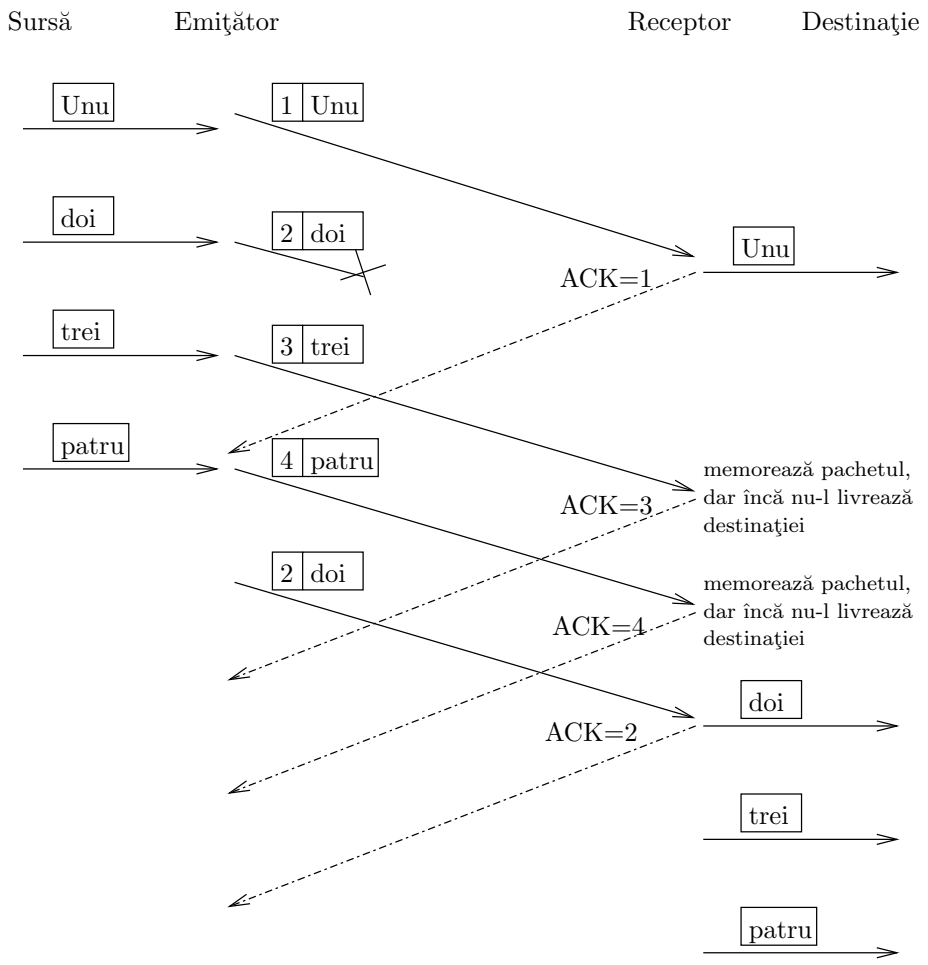


Figura 4.9: Funcţionarea ferestrei glisante în cazul în care dimensiunea ferestrei de recepţie este cel puţin 3 şi protocolul prevede confirmarea individuală a pachetelor.

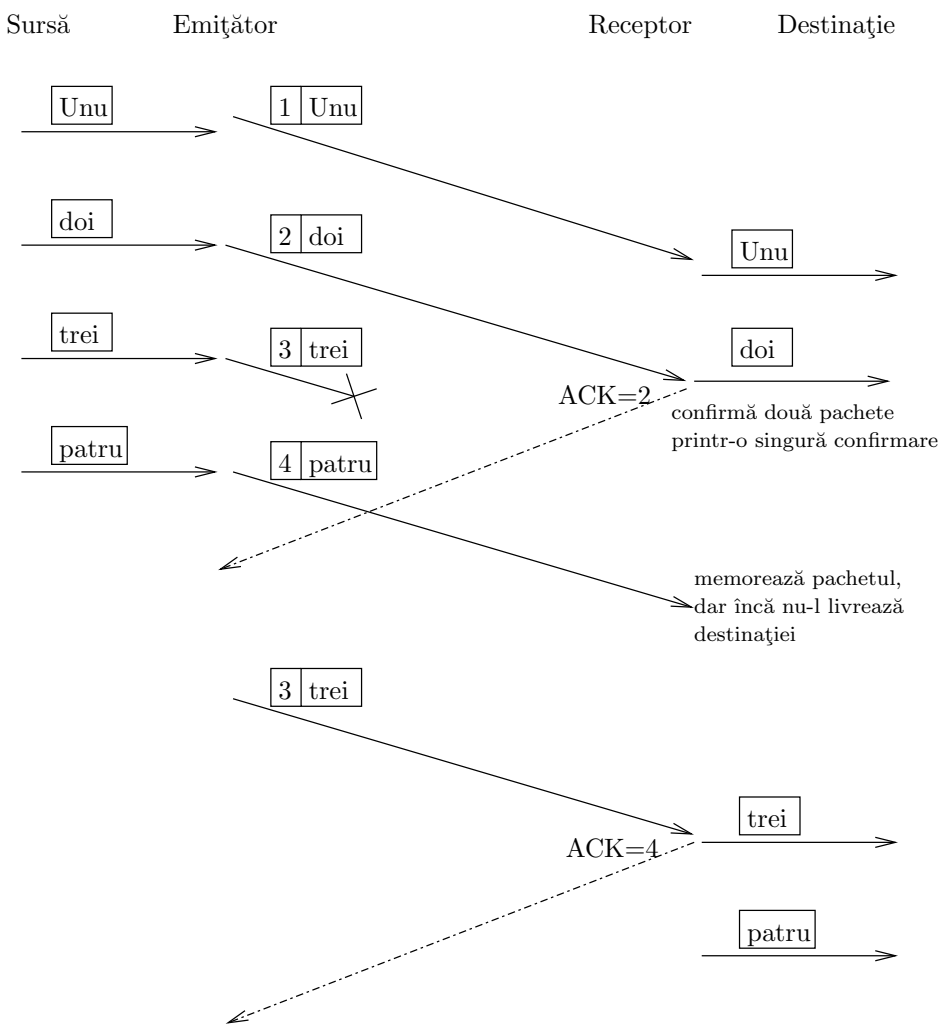


Figura 4.10: Funcţionarea ferestrei glisante în cazul în care dimensiunea ferestrei de recepţie este cel puţin 2 şi protocolul prevede că un pachet de confirmare confirmă toate pachetele de date până la numărul de secvenţă conţinut în pachet. De remarcat posibilitatea de optimizare a numărului de pachete de confirmare prin combinarea mai multor confirmări într-un singur pachet (confirmarea cu numărul 2).

Pentru a preciza lucrurile, vom numi *număr de secvenţă teoretic* numărul de secvenţă pe care l-ar avea un pachet dacă numerele de secvenţă nu ar fi limitate şi *număr de secvenţă transmis* numărul transmis efectiv. Numărul de secvenţă transmis are ca valoare numărul de secvenţă teoretic modulo n, unde n este numărul de numere de secvenţă distincte disponibile.

Pentru ca mecanismele de confirmare şi retransmitere, descrise în § 4.3.1 şi § 4.3.2, să funcţioneze corect, ele trebuie modificate în aşa fel încât să compare efectiv numerele de secvenţă teoretice. Pentru aceasta, este necesar ca, în orice moment, atât receptorul cât şi emiţătorul să poată, pe baza informaţiilor pe care le au, să deducă univoc numărul de secvenţă teoretic din numărul de secvenţă transmis.

Vom analiza în continuare ce relaţie trebuie să existe între numărul n de valori distincte pe care le poate lua numărul de secvenţă transmis şi numărul de pachete trimise în avans pentru a nu exista ambiguităţi privitor la numărul de secvenţă teoretic al unui pachet de date sau de confirmare.

Propoziţia 4.1 *Dacă dimensiunea ferestrei emiţătorului este k şi dacă pachetele se pot doar pierde, fără să-şi poată schimba ordinea, atunci sunt necesare şi suficiente $2k$ numere de secvenţă distincte pentru identificarea univocă a pachetelor.*

Demonstraţie. Trebuie să arătăm trei lucruri: că există întotdeauna un interval de lungime $2k$, calculabil cu datele receptorului, în care se încadrează numărul de secvenţă al următorului pachet primit de receptor, că există un interval de lungime $2k$ în care se încadrează următoarea confirmare primită de emiţător şi, în final, că dacă utilizăm doar $2k-1$ numere de secvenţă distincte putem da un exemplu în care apare o ambiguitate.

Presupunem că cel mai mare număr de secvenţă primit de către receptor este n. Deoarece emiţatorul a trimis deja pachetul n, rezultă că pachetele până la $n-k$ inclusiv au fost deja confirmate şi deci nu vor mai fi trimise. Pe de altă parte, deoarece pachetul $n+1$ încă nu a ajuns la receptor, rezultă că acest pachet nu a fost confimat şi deci receptorul nu poate trimite pachete cu numere de secvenţă strict mai mari decât $n+k$. Ca urmare, dacă la un moment dat cel mai mare număr de secvenţă primit de receptor este n, următorul număr de secvenţă primit va fi în intervalul $[n-k-1, n+k]$.

Să privim acum din perspectiva emiţătorului. Fie n cel mai mare număr de secvenţă trimis. Deoarece n a fost deja trimis, rezultă că toate pachetele până la $n-k$ inclusiv au fost deja confirmate. În momentul primei transmiteri a pachetului $n-k$, pachetele până la $n-2k$ inclusiv erau deja confirmate. Ca urmare, nici unul dintre pachetele cu numere de secvenţă mai mici sau egale cu $n-2k$ nu a mai fost trimis ulterior primei trimiteri a

pachetului $n-k$. Ca urmare, după primirea confirmării pachetului $n-k$ nu mai pot sosi la emiţător confirmări ale pachetelor cu numere mai mici sau egale cu $n-2k$. Prin urmare, numărul următoarei confirmări se va încadra în intervalul $[n-2k+1, n]$.

Să arătăm acum că $2k$ numere de secvenţă distincte sunt într-adevăr necesare. Considerăm două scenarii:

1. Emiţătorul transmite pachetele de la 1 la k, toate acestea ajung la receptor, dar toate confirmările se pierd. Emiţătorul retransmite pachetul 1, care ajunge la receptor.
2. Emiţătorul transmite pachetele de la 1 la k, acestea ajung la receptor, sunt confirmate şi confirmările ajung înapoi la emiţător. În continuare, emiţătorul transmite pachetele de la $k+1$ la $2k$, dar toate se pierd cu excepţia pachetului $2k$.

Considerând doar informaţiile receptorului, observăm că în ambele cazuri acesta primeşte pachetele de la 1 la k, după care, în primul caz primeşte pachetul 1, iar în al doilea caz primeşte pachetul $2k$. Pentru ca receptorul să poată distinge aceste pachete, este necesar ca acestea să aibă numere de secvenţă transmise distincte. Ca urmare, trebuie să existe cel puţin $2k$ valori distincte pentru numărul de secvenţă transmis.$\diamondsuit$

4.4. Controlul fluxului

Prin *controlul fluxului* (engl. *flow control*) se înţelege procesul (şi mecanismul ce-l realizează) prin care o sursă de date este frânată astfel încât să nu transmită date cu debit mai mare decât este capabilă destinaţia să le prelucreze.

În lipsa controlului fluxului, dacă sursa emite date mai rapid decât este capabilă destinaţia să le prelucreze, o parte din date se pierd. De remarcat că stocarea datelor într-o memorie tampon a destinaţiei nu rezolvă problema, ci doar permite destinaţiei să preia, pe durată scurtă de timp (până la umplerea memoriei tampon), un debit mai ridicat de date.

Vom presupune în cele ce urmează că transmisia între emiţător şi receptor este sigură (fără erori şi fără pierderi, duplicări sau inversiuni de pachete).

Forma cea mai simplă de control al fluxului este standardizarea unui debit fix de transmitere a datelor şi proiectarea tuturor componentelor sistemului de comunicaţie în aşa fel încât să poată opera la acel debit. O astfel de abordare poate fi adecvată în sisteme în timp real, cum ar fi de exemplu telefonia digitală. În astfel de sisteme, capacitatea de prelucrare a informaţiei,

necesară sistemului, poate fi anticipată, iar surplusul de capacitate nu poate fi valorificat.

Dacă soluţia unui debit fix de transmisie nu este satisfăcătoare, este necesar un mecanism prin care receptorul să informeze emiţătorul asupra posibilităţii sale de preluare a datelor. Pentru aceasta este necesar un al doilea canal de comunicaţie, înapoi, dinspre receptor spre emiţător.

4.4.1. Cereri de suspendare şi de continuare

Un mecanism primitiv de control al fluxului prevede ca receptorul să poată trimite emiţătorului cereri de suspendare a transmisiei şi cereri de continuare a transmisiei.

Astfel, receptorul este prevăzut cu o memorie tampon. Dacă memoria tampon a receptorului este aproape plină, receptorul trimite emiţătorului un mesaj prin care cere acestuia să suspende transmisia de date. Ulterior, când destinaţia consumă datele din memoria tampon a receptorului, receptorul cere emiţătorului să continue transmisia.

Acest mecanism este utilizat la transmisia prin linie serială, sub numele de *software flow control* sau de *xon/xoff*. Cererea de suspendare a transmisiei se face prin trimiterea unui caracter, numit uneori *xoff*, având codul ASCII 19. Reluarea transmisiei se cere prin transmiterea unui caracter, numit uneori *xon*, având codul 17. De la un terminal text, clasic, caracterul *xoff* se transmite tastând combinaţia *ctrl-S*, iar *xon* se transmite tastând *ctrl-Q*. Astfel, un utilizator lucrând la un terminal text poate tasta *ctrl-S* pentru a cere calculatorului oprirea trimiterii de date spre afişare şi, după ce citeşte datele afişate, va tasta *ctrl-Q* pentru continuarea transmisiei. Evident, cu acest mecanism de control al fluxului, caracterele cu codurile 17 şi 19 nu pot fi utilizate pentru a transmite informaţie utilă.

Acelaşi principiu, implementat puţin diferit, este mecanismul numit *hardware flow control*. În acest caz, semnalizarea de suspendare şi reluare a transmisiei se face printr-o pereche de conductoare separată de cea utilizată pentru transmiterea datelor.

Deoarece din momentul în care receptorul cere suspendarea transmisiei şi până în momentul în care receptorul nu mai primeşte pachete trece o anumită durată de timp — egală cu durata dus-întors pe legătură — este necesar ca receptorul să aibă o memorie tampon suficient de mare pentru primirea pachetelor trimise în acest interval de timp.

4.4.2. Mecanismul pas cu pas

Un alt mecanism de control al fluxului presupune ca receptorul să semnalizeze emiţătorului când este pregătit să accepte următorul pachet. E-

mitător trimite un singr pachet, apoi aşteaptă semnalizarea receptorului că este pregătit să primească următorul pachet, apoi trimite următorul pachet ş. a. m. d. Mecanismul este asemănător cu mecanismul de retransmitere a pachetelor pierdute (§ 4.3), însă cu diferenţa că emiţătorul aşteaptă primirea „confirmării“ fără a retransmite pachetul de date dacă această aşteptare depăşeşte o anumită durată.

Ca şi la mecanismul de retransmitere a pachetelor pierdute, trimiterea a câte unui singur pachet urmată de aşteptarea permisiunii de a-l trimite pe următorul conduce la ineficienţă dacă durata dus-întors este semnificativ mai mare decât durata de transfer a unui pachet. În acest caz, se poate stabili ca receptorul să comunice periodic emiţătorului numărul de pachete pentru care mai are spaţiu în memoria tampon. Emiţătorul poate trimite cel mult numărul de pachete anunţat de receptor înainte de-a primi un nou anunţ de disponibilitate de la acesta. Deoarece anunţul de disponibilitate al receptorului ajunge la emiţător cu o anumită întârziere, timp în care emiţătorul a putut trimite un număr de pachete, este necesar ca emiţătorul să scadă din disponibilitatea anunţată de receptor numărul de pachete trimise între timp. Pentru aceasta este necesar ca pachetele să fie numerotate şi anunţul de disponibilitate să conţină şi numărul de ordine al ultimului pachet de date primit. În acest fel, dacă emiţătorul primeşte un anunţ de disponibilitate prin care este informat că receptorul tocmai a primit pachetul n şi are memorie pentru încă k pachete, atunci emiţătorul poate trimite cel mult pachetul $n + k$ înainte de-a primi un nou anunţ de la receptor.

4.4.3. Mecanism combinat cu retransmiterea pachetelor pierdute

Să observăm acum că orice mecanism de retransmitere a pachetelor pierdute poate fi folosit, fără modificări, şi cu rolul de mecanism de control al fluxului. Într-adevăr, receptorul nu trebuie decât să ignore complet orice pachet pe care nu îl poate prelua (în particular, să nu-i confirme primirea). În acest fel, la umplerea memoriei receptorului, pachetele trimise în continuare de emiţător nu vor fi confirmate. În consecinţă, ele vor fi retransmise până când destinaţia va consuma o parte dintre datele sosite la receptor, receptorul va putea prelua noi pachete de la emiţător şi va confirma emiţătorului primirea acestor pachete. Mecanismul este însă destul de ineficient, deoarece emiţătorul repetă pachete care ajung corect la receptor.

Este posibilă combinarea controlului fluxului cu retransmiterea pachetelor pierdute, combinând în acelaşi pachet confirmarea unui pachet de date cu anunţul de disponibilitate şi utilizând acelaşi număr de secvenţă pen-

tru ambele mecanisme. Un exemplu clasic de astfel de mecanism combinat este protocolul TCP, descris pe larg în § 10.3.1.

4.5. Multiplexarea în timp

În general, prin multiplexare se înţelege un procedeu prin care printr-un acelaşi canal fizic de comunicaţie se stabilesc mai multe comunicaţii care decurg relativ independent una de alta. Serviciul oferit fiecărei comunicaţii este numit *canal logic*; fiecare comunicaţie ocupă deci câte un canal logic şi toate canalele logice sunt construite pe acelaşi canal fizic.

În § 3.3.3 şi § 3.6.2.3 am văzut mecanisme de multiplexare (în frecvenţă, respectiv în lungime de undă) construite la nivelul fizic. La nivelul legăturii de date se poate construi un al treilea mecanism de multiplexare: *multiplexarea în timp*.

Ideea multiplexării în timp este de-a transmite intercalat, prin canalul fizic, pe rând, pachete sau şiruri de biţi aparţinând fiecărui canal logic. Evident, intercalarea trebuie făcută în aşa fel încât receptorul să poată separa datele corespunzătoare fiecărui canal logic. De asemenea, emiţătorul trebuie să asigure o împărţire echitabilă a capacităţii canalului fizic între canalele logice.

Separarea datelor corespunzătoare canalelor logice se poate face prin două metode:

- Fiecare canal logic are asociat un identificator unic. Fiecare pachet are, în antet, identificatorul canalului logic căruia îi aparţin datele utile (fig. 4.11(b)).
- Se stabileşte o ordine de succesiune între canalele logice. Prin canalul fizic se transmite, pe rând, câte un pachet aparţinând fiecărui canal logic (fig. 4.11(c)). De notat că, dacă sursa unui canal logic nu transmite pachete o perioadă mai lungă de timp, trebuie ca emiţătorul de la nivelul legăturii de date să trimită pachete vide în contul acelui canal (pentru a permite celorlalte canale logice să transmită pachete fără a încurca evidenţele receptorului).

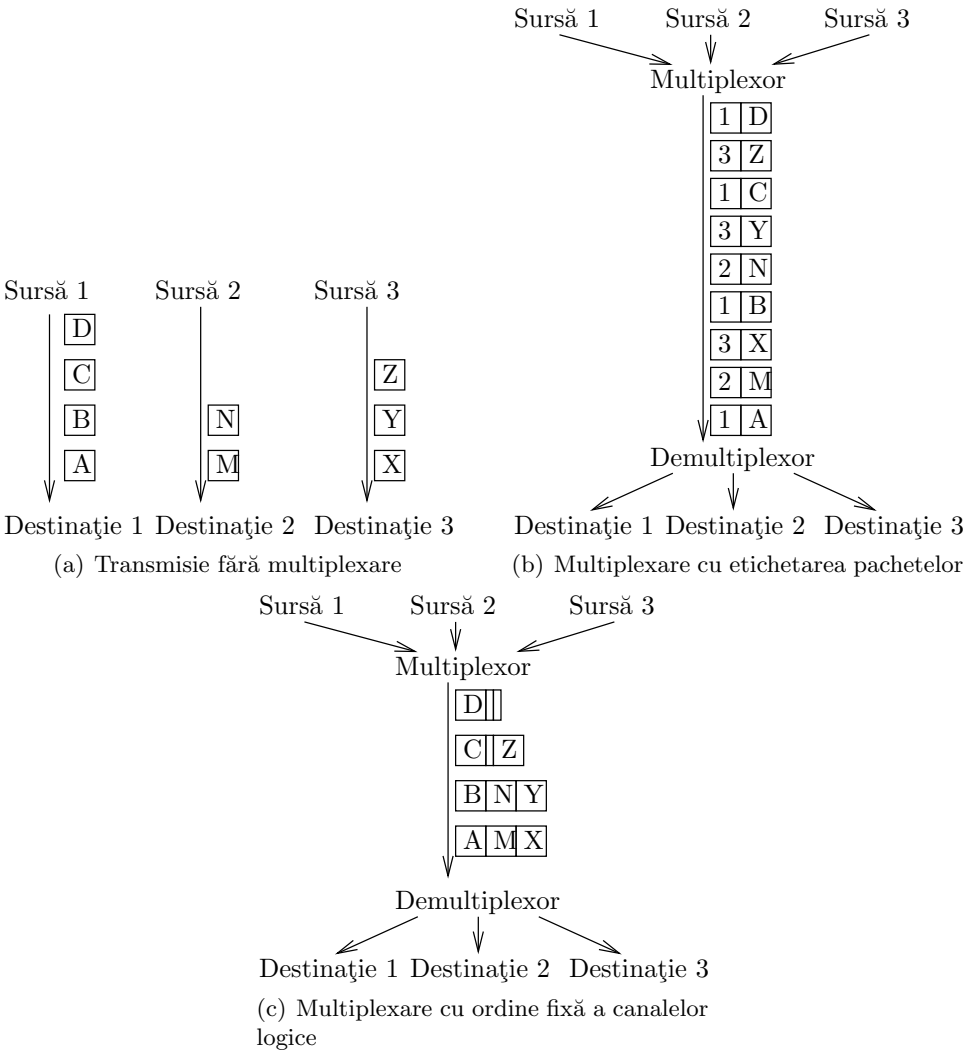


Figura 4.11: Funcţionarea mecanismelor de multiplexare în timp

Capitolul 5

Nivelul reţea şi nivelul transport

Dacă nişte dispozitive, relativ numeroase sau întinse pe distanţe mari, trebuie să poată comunica fiecare cu fiecare, este adesea prea costisitor să se construiască câte o legătură fizică între fiecare două dispozitive. Este necesar în acest caz să se poată stabili comunicaţii între dispozitive între care nu există o legătură fizică directă dar există legături *indirecte* prin intermediul unui şir de dispozitive legate fizic fiecare cu următorul.

O *reţea de comunicaţie* este un ansamblu de dispozitive care permit stabilirea de comunicaţii indirecte.

Într-o reţea de comunicaţie numim:

- *nod:* orice dispozitiv ce participă activ în reţea.
- *legătură directă:* orice legătură între noduri, utilizabilă de către nivelul reţea; două noduri între care există o legătură directă se numesc *vecini*.
- *nod final* sau *staţie* (engl. *host*): un nod care este sursă sau destinaţie pentru date;
- *nod intermediar* sau *ruter* (engl. *router*): un nod ce poate fi tranzitat de trafic ce nu are ca sursă sau destinaţie acel nod; uneori este numit, în mod incorect, *server*.
- *adresă de reţea* sau, simplu, *adresă*: un identificator (un şir de simboluri) ce identifică unic un nod al reţelei. Fiecare nod terminal trebuie să aibă cel puţin o adresă; nodurile intermediare nu au întotdeauna adrese.
- *drum* sau *rută*: o secvenţă de noduri, fiecare vecin cu următorul, împreună cu legăturile directe dintre ele.

Notăm că în unele reţele există o distincţie netă între nodurile finale şi nodurile intermediare: de exemplu în reţeaua telefonică, aparatele telefonice

sunt noduri finale iar centralele telefonice sunt noduri intermediare. În alte reţele, unele sau toate nodurile sunt simultan noduri finale şi noduri intermediare.

Unei reţele i se asociază un graf, construit astfel: fiecărui nod al reţelei i se asociază un vârf al grafului, iar fiecărei legături directe i se asociază o muchie (sau un arc, dacă legăturile sunt asimetrice). Reţeaua trebuie să fie astfel construită încât graful asociat ei să fie conex (respectiv tare conex), altfel, evident, vor exista perechi de noduri ce nu vor putea comunica.

Funcţia principală a nodurilor reţelei este aceea de-a retransmite datele, asigurând continuitatea transportului lor de la nodul sursă la nodul destinaţie. Realizarea acestei funcţii va fi studiată în § 5.1. Pentru retransmiterea datelor spre destinaţie, fiecare nod trebuie să decidă cărui vecin să retransmită datele; problema luării aceastei decizii se numeşte *problema dirijării* (engl. *routing*) şi va fi studiată în § 5.2. În final, în § 5.3 vom studia problemele ce apar atunci când solicitarea reţelei este ridicată (nu este neglijabilă faţă de capacitatea nodurilor şi legăturilor utilizate).

5.1. Retransmiterea datelor de către nodurile intermediare

Vom studia în cele ce urmează, pe scurt, activitatea nodurilor într-o reţea. Problema determinării următorului nod de pe drumul spre o anumită destinaţie (problema dirijării) va fi studiată mai târziu, în § 5.2.

Constructiv, într-un nod al unei reţele trebuie să existe următoarele componente (vezi figura 5.1):

- *Adaptarea spre legătura fizică*, pentru fiecare legătură fizică ce pleacă din nod, este o componentă care realizează transmisia şi recepţia datelor prin acea legătură. Aceasta este formată din modulul nivelului legăturii de date şi din modulul nivelului fizic.
- *Adaptarea spre aplicaţie*, pentru nodurile terminale, este o componentă ce realizează intermedierea între serviciile oferite direct de nivelul reţea şi nevoile aplicaţiilor ce se execută pe acel nod. Aceasta este, de principiu, modulul nivelului transport.
- *Modulul de reţea* este componenta care dirijează fluxul de date prin nod, fiind responsabil de alegerea vecinului căruia trebuie să-i fie transmise datele, precum şi de transmiterea efectivă a acestora către modulul de adaptare spre mediul fizic (în nodurile intermediare) sau, respectiv, către modulul de adaptare spre aplicaţie (în nodul destinaţie).

Nivelul reţea este ansamblul modulelor de reţea ale nodurilor reţelei.

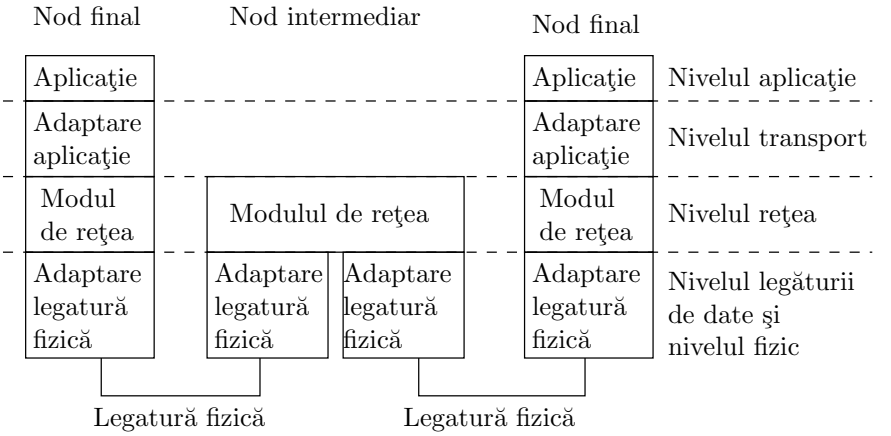


Figura 5.1: Modulele nodurilor unei reţele. Sunt figurate doar modulele din trei noduri, de-a lungul traseului datelor între două aplicaţii.

Un ansamblu de calculatoare constituie o reţea dacă şi numai dacă graful nodurilor şi legăturilor directe este conex (tare conex, dacă legăturile pot fi asimetrice), şi în plus modulele de reţea ale tuturor nodurilor pot comunica printr-un protocol comun.

În lipsa unui protocol comun între modulele de reţea nu se poate stabili comunicaţia între oricare două noduri finale într-un mod uniform, fără ca aplicaţia client să trebuiască să aibe cunoştinţe despre nodurile intermediare. Din acest punct de vedere spunem că nivelul reţea, şi în special protocolul utilizat de nivelul reţea, este liantul întregii reţele.

După serviciul oferit, o reţea poate fi cu *datagrame* (numite uneori *pachete*) sau cu *conexiune*:

- *datagrame:* Într-o reţea ce oferă serviciu tip datagrame, aplicaţia sursă crează o datagramă conţinând datele de transmis şi o paseze modulului reţea, specificând totodată adresa nodului destinaţie. Datagrama este transmisă din aproape în aproape până la nodul destinaţie, unde este pasată aplicaţiei (vezi § 5.1.1). De remarcat că două datagrame distincte generate de acelaşi nod sursă şi adresate aceluiaşi nod destinaţie sunt prelucrate, de către reţea, complet independent una de alta. Funcţionarea reţelelor ce oferă servicii de tip datagrame este similară sistemului de poştă (poşta obişnuită).
- *conexiune:* Într-o reţea ce oferă serviciu de tip conexiune, o aplicaţie ce doreşte să comunice cu o aplicaţie dintr-un alt nod începe prin a so-

licita modulului reţea deschiderea unei conexiuni către acel nod. Nivelul reţea informează nodul destinaţie despre cererea de deschidere a conexiunii şi, dacă aplicaţia destinaţie acceptă, conexiunea este deschisă şi nodul iniţiator este informat de acest lucru. După deschiderea conexiunii, unul sau ambele noduri (în funcţie de tipul conexiunii deschise, unidirecţională sau bidirecţională) poate transmite celuilalt pachete de date prin conexiunea deschisă. La terminarea comunicaţiei, una dintre aplicaţii solicită nivelului reţea închiderea conexiunii. Ca efect, nivelul reţea informează nodul partener cu privire la închiderea conexiunii şi eliberează resursele alocate conexiunii. Funcţionarea reţelelor ce oferă serviciu de tip conexiune este descrisă în § 5.1.2. Un model tipic de reţea ce oferă conexiuni este sistemul telefonic.

5.1.1. Retransmiterea în reţele bazate pe datagrame

Vom studia în cele ce urmează activitatea unui nod într-o reţea ce oferă transport de datagrame.

O datagramă este format dintr-un *antet* şi *datele utile*. Antetul cuprinde mai multe informaţii utile în vederea dirijării. Informaţia ce nu poate lipsi din antet este adresa destinatarului.

Modulul de reţea al nodului primeşte o datagramă fie de la nivelul superior (dinspre aplicaţie), fie de la nivelul inferior (de pe o legătură directă). Modulul de reţea memorează temporar datagrama primită. În continuare, el are de făcut două lucruri:

- să determine dacă datagrama este destinată nodului curent, iar dacă nu, care este următorul vecin direct pe ruta spre destinaţie;
- să iniţieze efectiv transmisia datagramei.

Dacă legătura prin care trebuie trimisă datagrama este încă ocupată cu transmiterea unei datagrame anterioare, datagrama trebuie pus într-o coadă de aşteptare. Se poate întâmpla ca memoria utilizabilă pentru coada de aşteptare să se epuizeze, caz în care este necesară sacrificarea unora dintre datagramele din coadă sau refuzul primirii unor datagrame noi. Detalii cu privire la operarea reţelei în acest caz sunt date în § 5.3.

5.1.2. Retransmiterea în reţele bazate pe conexiuni

Într-o reţea bazată pe conexiuni, activitatea este împărţită în două sarcini: stabilirea şi desfacerea conexiunilor, pe de o parte, şi transmiterea efectivă a datelor pe conexiuni, pe de altă parte.

Deschiderea conexiunii începe print trimiterea, de către nodul terminal ce doreşte iniţierea conexiunii, a unei cereri către primul nod intermediar.

Fiecare nod intermediar, pe rând, determină nodul următor prin care trebuie să treacă conexiunea şi-i trimite mai departe cererea de deschidere a conexiunii. Determinarea nodului următor se face la fel ca şi în cazul reţelelor bazate pe datagrame (vezi § 5.2). După determinarea nodului vecin, nodul curent memorează în tabela conexiunilor deschise nodul astfel ales. Conexiunea este deschisă în momentul în care cererea de deschidere a conexiunii ajunge şi este acceptată de nodul destinaţie. Odată conexiunea deschisă, drumul corespunzător între cele două noduri finale este fixat pe toată durata conexiunii.

În faza de comunicare prorpiu-zisă, există două metode prin care se poate realiza tranzitarea traficului prin fiecare nod intermediar:

- *Comutare de circuite fizice*: În acest caz, mediul prin care intră datele în nod este conectat fizic (de exemplu, cu ajutorul unui întrerupător electric) la mediul prin care trebuie trimise mai departe datele (vezi fig. 5.2). Aceasta metodă, amintită aici doar pentru completudine, nu se mai utilizează în prezent (a fost utilizată în reţelele telefonice vechi, analogice).

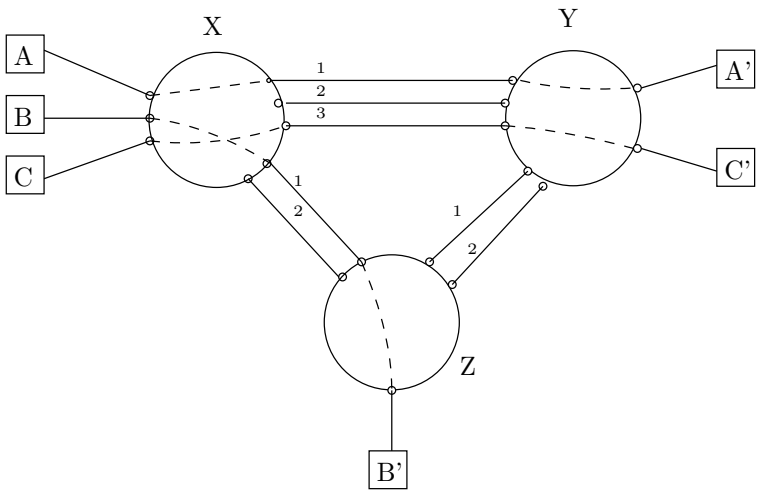


Figura 5.2: O reţea cu comutare de circuite fizice. Cercurile mari reprezintă nodurile intermediare, iar liniile punctate reprezintă interconectările mediilor fizice. De remarcat necesitatea mai multor legături fizice între câte două noduri.

- *Comutare de circuite virtuale*: Fiecare pachet ce soseşte printr-o legătură de date este memorat temporar şi apoi retransmis prin legătura spre următorul nod.

Să remarcăm că, în ambele cazuri, o legătură între două noduri este

asociată unei singure conexiuni; două conexiuni nu pot utiliza (direct) o aceeaşi legătură. (Din acest motiv, în sistemul telefonic vechi, între două centrale telefonice erau duse în paralel mai multe perechi de conductoare, numărul de convorbiri simultane utilizând o rută trecând prin cele două centrale fiind limitat la numărul de perechi de conductoare.) Deoarece, în special pe distanţe mari, mediul fizic este scump, se utilizează mecanisme de multiplexare. Acestea pot lucra fie la nivel fizic (multiplexare în frecvenţă — § 3.3.3 — sau în lungimea de undă — § 3.6.2.3), fie la nivelul legăturii de date (multiplexare în timp, § 4.5). Mai remarcăm că multiplexarea în timp poate fi utilizată doar în sistemele cu comutare de circuite virtuale.

La utilizarea comutării de circuite virtuale împreună cu multiplexarea în timp, un nod care a primit un pachet trebuie să-l memoreze până când îi vine rândul să fie transmis mai departe prin legătura de ieşire, adică până când, în legătura fizică de ieşire, vine rândul la transmisie canalului logic prin care trebuie trimis pachetul.

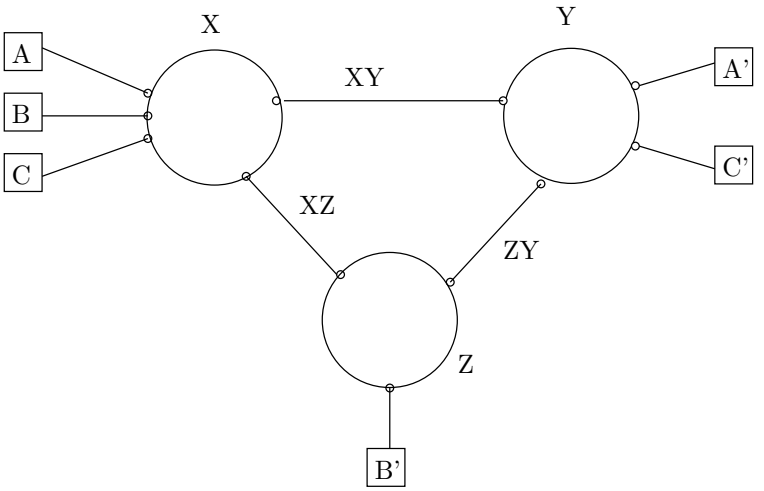


Figura 5.3: O reţea cu comutare de circuite virtuale. Desfăşurarea în timp a recepţiei şi transmitere mai departe a pachetelor, pentru nodul X, este prezentată în figura 5.4. Legăturile directe între nodurile intermediare utilizează multiplexare în timp.

Închiderea conexiunii se face prin transmiterea unui pachet special de cerere a închiderii conexiunii. Acest pachet urmează aceeaşi rută ca şi pachetele normale de date. Fiecare nod de pe traseu, la primirea pachetului, şterge conexiunea respectivă din tabelul conexiunilor şi eliberează resursele alocate.

Comutarea de circuite virtuale seamănă la prima vedere cu transmisia

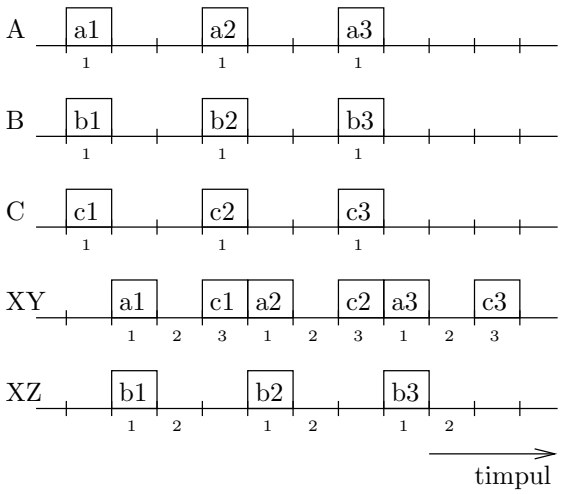


Figura 5.4: Desfăşurarea în timp a recepţiei şi a transmiterii mai departe a pachetelor, pentru nodul X din reţeaua din figura 5.3. XY şi XZ desemnează legăturile fizice între nodurile X şi Y, respectiv X şi Z. Numerele de sub axe marchează perioadele de timp alocate canalelor logice corespunzătoare. Legăturile dintre canalele virtuale de intrare şi de ieşire sunt identice cu legăturile fizice din figura 5.2

de datagrame. Diferenţa vine din felul în care un nod, care primeşte un pachet şi trebuie să-l trimită mai departe, ia decizia privind legătura prin care să-l trimită. În cazul comutării de circuite virtuale, decizia este luată în funcţie de circuitul virtual căruia îi aparţine pachetul, informaţie dedusă din legătura de date prin care a intrat pachetul. Decizia se ia pe baza tabelei de circuite şi este identică pentru toate pachetele aparţinând aceluiaşi circuit. O urmare a acestui fapt este că defectarea oricărui nod sau oricărei legături de-a lungul unei conexiuni duce la închiderea forţată a conexiunii. În cazul reţelei bazate pe datagrame, decizia de dirijare se ia în funcţie de adresa destinaţie, conţinută în datagramă. Două datagrame între aceleaşi două staţii pot fi dirijate pe rute diferite.

5.2. Algoritmi de dirijare

Ne vom ocupa în continuare de modul în care un nod decide spre care dintre vecini să trimită o datagramă (în cazul reţelelor bazate pe datagrame), respectiv spre care dintre vecini să transmită cererea de iniţiere a unei conexiuni (în cazul reţelelor bazate pe conexiuni). Problema determinării acestui nod vecin se numeşte *problema dirijării.*

Rezolvarea problemei dirijării se bazează pe determinarea unui drum de cost minim, de la nodul sursă la nodul destinaţie al datagramei sau al conexiunii, în graful asociat reţelei de calculatoare.

Graful asociat reţelei de calculatoare este un graf ce are câte un vârf asociat fiecărui nod al reţelei şi câte o muchie asociată fiecărei legături directe între două noduri. Fiecărei muchii i se asociază un cost, existând următoarele posibilităţi pentru definirea costului:

- toate costurile egale;
- în funcţie de lungimea fizică a legăturii (cu cât o legătură este mai lungă, cu atât costul asociat este mai mare);
- în funcţie de capacitatea legăturii;
- în funcţie de încărcarea legăturii.

Remintim, din teoria grafelor, o proprietate importantă a drumurilor de cost minim: Dacă $v_0, v_1, \ldots, v_{j-1}, v_j, v_{j+1}, \ldots, v_k$ este un drum de cost minim de la v_0 la v_k, atunci $v_0, v_1, \ldots, v_{j-1}, v_j$ este un drum de cost minim de la v_0 la v_j şi $v_j, v_{j+1}, \ldots, v_k$ este un drum de cost minim de la v_j la v_k. De asemenea, dacă există cel puţin un drum de cost minim de la v_0 la v_k ce trece prin v_j, dacă $v_0, v_1, \ldots, v_{j-1}, v_j$ este un drum de cost minim de la v_0 la v_j şi $v_j, v_{j+1}, \ldots, v_k$ este un drum de cost minim de la v_j la v_k, atunci $v_0, v_1, \ldots, v_{j-1}, v_j, v_{j+1}, \ldots, v_k$ este drum de cost minim de la v_0 la v_k. Această proprietate stă la baza algoritmilor de determinare a drumului minim într-un graf.

În consecinţă, dacă un pachet de la un nod v_0 spre un nod v_k ajunge la un nod v_j, nodul următor, după v_j, de pe drumul de cost minim de la v_0 spre v_k depinde doar de v_k, nu şi de v_0. Ca urmare, pentru a efectua retransmiterea datelor, fiecare nod v_j trebuie să cunoască doar, pentru fiecare destinaţie posibilă v_k, următorul vârf v_{j+1} de pe drumul optim spre acea destinaţie. Corespondenţa, pentru fiecare v_j, între destinaţia v_k şi nodul următor v_{j+1} poartă denumirea de *tabelă de dirijare*.

Pentru a putea aplica direct un algoritm clasic de determinare a drumurilor de cost minim, este necesară centralizarea datelor despre nodurile şi legăturile din reţea, în vederea obţinerii efective a grafului reţelei. După calculul drumurilor, este necesară distribuirea tabelelor de dirijare către toate nodurile reţelei.

Într-o reţea mică, centralizarea informaţiilor despre legături şi apoi distribuirea informaţiilor de dirijare către noduri se poate face manual, de către administratorul reţelei.

În reţelele mai mari, acest proces trebuie automatizat (total sau parţial). Deoarece nu este de dorit oprirea completă a reţelei oridecâteori se modifică vreo legătură, trebuie luate măsuri ca timpul scurs de la modificarea legăturilor până la actualizarea a regulilor de dirijare pe toate nodurile să fie scurt şi funcţionarea reţelei în acest timp să fie acceptabilă. Metodele principale de calcul pentru tabelele de dirijare sunt descrise în § 5.2.1 şi § 5.2.2.

În reţelele foarte mari, cum ar fi Internet-ul, centralizarea completă a datelor nu este rezonabilă; trebuie utilizaţi algoritmi de dirijare care să permită fiecărui nod efectuarea dirijării fără a necesita decât puţine informaţii şi doar despre o mică parte a reţelei. De asemenea, tabela de dirijare trebuie să aibă o reprezentare mai compactă decât câte un rând pentru fiecare nod destinaţie posibil. În astfel de cazuri se utilizează dirijarea ierarhică (§ 5.2.3).

Există şi metode ad-hoc de dirijare, utilizate în diverse situaţii mai deosebite, de exemplu dacă graful asociat reţelei de calculatoare are anumite particularităţi. Acestea vor fi studiate în § 5.2.4.

5.2.1. Calculul drumurilor cu informaţii complete despre graful reţelei

În cadrul acestei metode, fiecare nod al reţelei adună toate informaţiile despre graful asociat reţelei, după care calculează drumurile de la el la toate celelalte noduri.

Pentru ca fiecare nod să dispună în permanenţă de graful asociat reţelei de calculatoare, fiecare modificare a reţelei trebuie anunţată tuturor nodurilor. Pentru aceasta, fiecare nod testează periodic legăturile cu vecinii săi şi, oridecâteori constată o modificare, transmite o înştiinţare în toată reţeaua. Transmisia informaţiei respective se face astfel:

- Fiecare nod crează, periodic, un pachet ce conţine numele nodului, starea legăturilor cu vecinii (costurile actuale ale legăturilor), precum şi un *număr de secvenţă* (număr care tot creşte de la un astfel de pachet la următorul). Apoi transmite acest pachet tuturor vecinilor, printr-un protocol sigur (cu confirmare şi retransmitere).
- Fiecare nod ce primeşte un pachet descriind starea legăturilor verifică dacă este sau nu mai recent (adică cu număr de secvenţă mai mare) decât ultimul astfel de pachet primit de la acel nod. Dacă este mai recent, îl trimite tuturor vecinilor (mai puţin celui dinspre care a venit pachetul) şi actualizează reprezentarea proprie a grafului reţelei. Dacă pachetul este mai vechi, înseamnă că este o copie ce a sosit pe altă cale şi este ignorat.

Calculul drumurilor de cost minim de la un vârf la toate celelalte este o problemă clasică în teoria grafelor. Dacă toate costurile sunt pozitive — condiţie îndeplinită de graful asociat unei reţele de calculatoare — algoritmul cel mai eficient este algoritmul lui Dijkstra (algoritmul 5.1). Notând cu n numărul de vârfuri (noduri ale reţelei) şi cu m numărul de muchii (legături directe), complexitatea algoritmului lui Dijkstra este timp $O(m + n \log n)$ şi spaţiu $O(m + n)$. Calculul trebuie refăcut complet la fiecare modificare a grafului asociat reţelei de calculatoare.

5.2.2. Calculul drumurilor optime prin schimb de informaţii de distanţă

Această metodă (vezi algoritmul 5.2) este inspirată din algoritmul Bellman-Ford de determinare a drumurilor de cost minim într-un graf, însă calculele sunt repartizate între nodurile reţelei de calculatoare în aşa fel încât nici un nod să nu aibă nevoie de informaţii complete despre graf. Metoda se numeşte *cu vectori distanţă* deoarece prevede transmiterea, de la fiecare nod la vecinii săi direcţi, a unor vectori reprezentând distanţele de la nodul curent la toate celelalte noduri.

Algoritmul prevede că fiecare nod deţine o tabelă conţinând, pentru fiecare destinaţie posibilă, distanţa până la ea şi primul nod de pe drumul optim spre acea destinaţie. Iniţial, tabelul este iniţializat astfel: pentru vecinii direcţi, costul drumului este pus ca fiind costul legăturii directe spre acel nod, iar primul nod spre acea destinaţie este fixat chiar acel nod; pentru nodurile ce nu sunt vecini direcţi, costul este iniţializat cu infinit.

După initializare, nodurile recalculează periodic tabelele de distanţe. Pentru fiecare nod, calculul se face astfel: mai întâi, nodul cere vecinilor direcţi tabelele acestora. Apoi, pentru fiecare destinaţie posibilă, drumul optim este calculat ca fiind cel mai puţin costisitor dintre legătura directă şi drumurile prin fiecare dintre vecinii direcţi. Costul drumului printr-un vecin direct este calculat ca fiind costul legăturii dintre nodul curent şi vecinul considerat adunat cu costul, conform tabelei vecinului, al drumului de la vecinul respectiv la nodul destinaţie. De remarcat că, în calculul tabelei de distanţe a unui nod, nu se utilizează deloc tabela de distanţe a acelui nod de la iteraţia precedentă.

După câteva iteraţii ale buclei principale, algoritmul se stabilizează (converge), în sensul că tabelele calculate la fiecare iteraţie sunt identice cu cele calculate la iteraţia precedentă. Numărul de iteraţii până la stabilizare este egal cu numărul cel mai mare de muchii de-a lungul vreunui drum optim.

După stabilizare, algoritmul este lăsat în continuare să se execute

Algoritmul *Dijkstra*
intrarea: $G = (V, E)$ graf orientat ($E \subseteq V \times V$)
$c : E \to [0, \infty)$ costurile asociate arcelor
$x_0 \in V$ vârful curent
ieşirea: $t : V \to \{(x_0, y) \in E\}$ tabela de dirijare; $t(x)$ este legătura directă prin care x_0 trebuie să trimită pachetele destinate lui x.
algoritmul:
pentru $i \in V$ execută
$d[i] := \infty$
sfârşit pentru
$d[x_0] := 0$
$Q := V$
cât timp $Q \neq \emptyset$ execută
fie $v \in Q$ elementul din Q pentru care $d[v]$ este minim
$Q := Q \setminus \{v\}$
pentru $y \in Q : (v, y) \in E$ execută
dacă $d[v] + c(v, y) < d[y]$ atunci
$d[y] := d[v] + c(v, y)$
dacă $v = x_0$ atunci
$t(y) := (x_0, y)$
altfel
$t(y) := t(v)$
sfârşit dacă
sfârşit dacă
$Q := Q \cup \{y\}$
sfârşit pentru
sfârşit cât timp
sfârşit algoritm

Algoritmul 5.1: Algoritmul lui Dijkstra cu adăugirea pentru calculul tabelei de dirijare.

Algoritmul *Vector_dist*
intrarea: V mulţimea de noduri a reţelei;
x nodul curent;
$N^{\text{out}}(i)$ mulţimea vecinilor direcţi ai lui i;
$(c_{i,j})_{i,j\in V}$ costurile legăturilor directe; $c_{i,j} = \infty$ dacă $i \notin N^{\text{out}}(i)$; fiecare nod x cunoaşte doar $(c_{x,j})_{j\in V}$.
ieşirea: $(d_{i,j})_{i,j\in V}$ costurile drumurilor optime; fiecare nod va calcula doar $(d_{x,j})_{j\in V}$;
$(p_{i,j})_{i,j\in V}$ primul nod, după i, pe drumul optim de la i la j.
algoritmul:
pentru $i \in V$ execută
$d_{x,i}$:=$c_{x,i}$
sfârşit pentru
cât timp adevărat execută
obţine de la vecinii direcţi $d_{i,j}$, pentru $i \in N^{\text{out}}(i)$
pentru $j \in V$ execută
$d_{x,j}$:=$\min(c_{x,j}, \min_{i\in N^{\text{out}}(x)})c_{x,i} + d_{i,j}$
$p_{x,i}$:= vecinul pentru care s-a obţinut minimul
sfârşit pentru
sfârşit cât timp
sfârşit algoritm

Algoritmul 5.2: Algoritmul de dirijare cu vectori distanţă

pentru ca, dacă ulterior se modifică legăturile directe, să actualizeze în continuare tabelele de dirijare. Dealtfel, este destul de dificil de determinat, în interiorul algoritmului, momentul în care s-a produs stabilizarea. Dacă apare o legătură directă nouă sau dacă scade costul unei legături directe existente, tabelele de dirijare se stabilizează din nou după un număr de iteraţii cel mult egal cu numărul maxim de muchii de-a lungul unui drum optim. Dacă se elimină o legătură directă sau creşte costul unei legături directe, tabelele de dirijare se stabilizează mult mai încet, aşa cum se vede în exemplul 5.2.

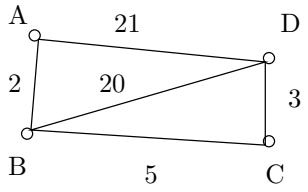


Figura 5.5: Reţeaua pentru exemplele 5.1 şi 5.2. Numerele reprezintă costurile asociate legăturilor directe.

Exemplul 5.1: Fie reţeaua din figura 5.5. Calculul tabelelor de dirijare, conform algoritmului 5.2, de la iniţializare până la stabilizare, duce la următoarele tabele:

- *Iniţializarea:* În această fază, sunt luate în considerare doar legăturile directe; dacă un nod nu este accesibil direct, ruta până la acesta este marcată ca având cost infinit.

Nodul A:

dest.	via	cost
B	B	2
C	–	∞
D	D	21

Nodul B:

dest.	via	cost
A	A	2
C	C	5
D	D	20

Nodul C:

dest.	via	cost
A	–	∞
B	B	5
D	D	3

Nodul D:

dest.	via	cost
A	A	21
B	B	20
C	C	3

- *Iteraţia 1:* Pentru fiecare destinaţie posibilă, se ia în considerare legătura directă (dacă există) şi rutele prin fiecare din vecinii direcţi. Costul legăturii directe este cunoscut, iar costul rutei printr-un vecin este costul legăturii spre acel vecin plus costul raportat de acel vecin. De exemplu, nodul B ia în considerare ca rute spre D: legătura directă de cost 20,

legătura prin A de cost 2+21=23 şi legătura prin C de cost 5+3=8; cea mai bună este cea prin C. Ca alt exemplu, nodul A are următoarele rute spre D: legătura directă de cost 21 şi legătura prin B de cost 2+20=22; de notat că pentru legătura prin B se ia costul B→D raportat de B, calculat de către B la iniţializare.

Nodul A:

dest.	via	cost
B	B	2
C	B	7
D	D	21

Nodul B:

dest.	via	cost
A	A	2
C	C	5
D	C	8

Nodul C:

dest.	via	cost
A	B	7
B	B	5
D	D	3

Nodul D:

dest.	via	cost
A	A	21
B	C	8
C	C	3

- *Iteraţia 2:* Să urmărim ruta calculată de A către D. Sunt luate în considerare legătura directă de cost 21 şi legătura prin B a cărui cost este acum 2+8=10 întrucât se bazează pe costul legăturii B→D calculat de către B la iteraţia 1.

Nodul A:

dest.	via	cost
B	B	2
C	B	7
D	B	10

Nodul B:

dest.	via	cost
A	A	2
C	C	5
D	C	8

Nodul C:

dest.	via	cost
A	B	7
B	B	5
D	D	3

Nodul D:

dest.	via	cost
A	C	10
B	C	8
C	C	3

- Începând cu iteraţia 3, tabelele calculate sunt identice cu cele de la itareţia 2.

EXEMPLUL 5.2: Fie reţeaua din figura 5.5 şi fie tabelele de dirijare rezultate după stabilizarea algoritmului cu vectori distanţă (vezi exemplul 5.1). Să presupunem că legătura B–C cade, rezultând reţeaua din figura 5.6. Să urmărim evoluţia, în continuare, a tabelelor de dirijare.

La prima iteraţie, la recalcularea rutelor nodului B spre C şi spre D, nodul B ia în calcul rute prin A sau prin D. Rutele optime găsite sunt cele prin A, bazate pe vechile tabele ale lui A; nodul B nu are cum să determine

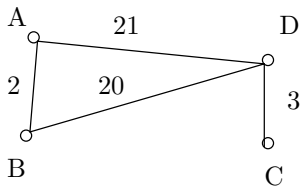


Figura 5.6: Reţeaua rezultată prin căderea legăturii B–C din reţeaua din figura 5.6.

că aceste rute nu mai sunt valide deoarece se bazau pe legătura B–C. La fel procedează şi nodul C, găsind că rutele optime spre A şi B trec prin D.

Nodul A:

dest.	via	cost
B	B	2
C	B	7
D	B	10

Nodul B:

dest.	via	cost
A	A	2
C	A	9
D	A	12

Nodul C:

dest.	via	cost
A	D	13
B	D	11
D	D	3

Nodul D:

dest.	via	cost
A	C	10
B	C	8
C	C	3

La următoarea iteraţie se vor modifica costurile rutelor din A spre C şi D şi din D spre A şi B:

Nodul A:

dest.	via	cost
B	B	2
C	B	11
D	B	14

Nodul B:

dest.	via	cost
A	A	2
C	A	9
D	A	10

Nodul C:

dest.	via	cost
A	D	13
B	D	11
D	D	3

Nodul D:

dest.	via	cost
A	C	16
B	C	14
C	C	3

În continuare, costurile aparente ale rutelor cresc de la o iteraţie la alta, până când ajung la valorile rutelor reale optime. La a 3-a iteraţie de la căderea legăturii B–C, tabelele ajung în forma următoare:

Nodul A:

dest.	via	cost
B	B	2
C	B	11
D	B	14

Nodul B:

dest.	via	cost
A	A	2
C	A	13
D	A	14

Nodul C:

dest.	via	cost
A	D	19
B	D	17
D	D	3

Nodul D:

dest.	via	cost
A	C	16
B	C	14
C	C	3

Urmează, la a 4-a iteraţie, descoperirea de către D a rutelor reale spre A şi spre B:

Nodul A:

dest.	via	cost
B	B	2
C	B	15
D	B	18

Nodul B:

dest.	via	cost
A	A	2
C	A	13
D	A	14

Nodul C:

dest.	via	cost
A	D	19
B	D	17
D	D	3

Nodul D:

dest.	via	cost
A	A	21
B	B	20
C	C	3

Restul rutelor reale sunt descoperite şi mai târziu, stabilizarea tabelelor survenind abia la a 8-a iteraţie.

În general, numărul de iteratii după care se stabilizează tabelele după căderea sau creşterea costului unei legături poate fi cel mult egal cu raportul dintre cea mai mare creştere de cost între două noduri şi cel mai mic cost al unei legături directe. În cazul exemplului 5.2, costul drumului optim de la B la C creşte, prin căderea legăturii directe B–C, de la 5 la 23, o creştere de 18 unităţi. Costul cel mai mic al unei legături directe este 2 (legătura A–B). Ca urmare, stabilizarea tabelelor poate lua cel mult $\frac{18}{2} = 9$ iteraţii. În cazul în care căderea unei legături duce la deconectarea reţelei, acest lucru nu va fi detectat niciodată, numărul de iteraţii necesar fiind infinit.

Pentru a îmbunătăţi comportamentul în cazul căderii sau creşterii costului legăturilor, se poate modifica algoritmul astfel: tabelele vor ţine ruta completă spre destinaţie, iar la recalcularea rutelor, rutele ce trec de două ori prin acelaşi nod nu sunt luate în considerare.

Exemplul 5.3: Să reluăm reţeaua din exemplul 5.2, cu memorarea întregului

drum în tabela de distanţe. După stabilizarea tabelelor pe reţeaua din figura 5.5, se obţin următoarele tabele:

Nodul A:

dest.	ruta	cost
B	B	2
C	B,C	7
D	B,C,D	10

Nodul B:

dest.	ruta	cost
A	A	2
C	C	5
D	C,D	8

Nodul C:

dest.	ruta	cost
A	B,A	7
B	B	5
D	D	3

Nodul D:

dest.	ruta	cost
A	C,B,A	10
B	C,B	8
C	C	3

După căderea legăturii B–C (fig. 5.6), evoluţia tabelelor de dirijare are loc după cum urmează:

- *Iteraţia 1:* Să considerăm drumurile posibile de la nodul B spre nodul C. Legătură directă nu există. Drumul prin A începe cu muchia AB şi continuă cu ruta din tabela, de la iteraţia anterioară, a lui A, adică drumul ABC. Prin urmare, drumul prin A este BABC şi este respins datorită repetării vârfului B. De menţionat că nu se face vreo verificare în urma căreia să se observe că drumul BABC conţine muchia inexistentă BC; din lipsa unor informaţii globale, este imposibil de prins toate cazurile de utilizare a unor muchii inexistente. Drumul de la B la C prin D este BDC, de cost 20+3=23; acesta este singurul candidat, ca urmare este ales ca rută optimă de la B la C.

  Analog, în calculul rutei de la B la D, ruta prin A, anume BABCD, este respinsă şi, ca urmare, rămâne să fie aleasă doar legătura directă BD. La calculul rutei de la C la A, ar exista o singură posibilitate, prin nodul D, însă aceasta conduce la drumul CDCBA care este respins din cauza repetării nodului C. Ca urmare, nodul C marchează lipsa rutei punând costul ∞. Analog, se determină inexistenţa vreunei rute valide de la C la B.

  Nodul A:

dest.	ruta	cost
B	B	2
C	B,C	7
D	B,C,D	10

  Nodul B:

dest.	ruta	cost
A	A	2
C	D,C	23
D	D	20

  Nodul C:

dest.	ruta	cost
A	–	∞
B	–	∞
D	D	3

Nodul D:

dest.	ruta	cost
A	C,B,A	10
B	C,B	8
C	C	3

- *Iteraţia 2:*

Nodul A:

dest.	ruta	cost
B	B	2
C	D,C	24
D	D	21

Nodul B:

dest.	ruta	cost
A	A	2
C	D,C	23
D	D	20

Nodul C:

dest.	ruta	cost
A	–	∞
B	–	∞
D	D	3

Nodul D:

dest.	ruta	cost
A	A	21
B	B	20
C	C	3

- *Iteraţia 3:* Se stabilizează tabelele.

Nodul A:

dest.	ruta	cost
B	B	2
C	D,C	24
D	D	21

Nodul B:

dest.	ruta	cost
A	A	2
C	D,C	23
D	D	20

Nodul C:

dest.	ruta	cost
A	D,A	24
B	D,B	23
D	D	3

Nodul D:

dest.	ruta	cost
A	A	21
B	B	20
C	C	3

5.2.3. Dirijarea ierarhică

Dirijarea ierarhică se aplică cu precădere în reţelele foarte mari, unde este imposibil ca fiecare nod să aibă informaţii despre toate celelalte noduri. Exemple clasice de astfel de reţele sunt Internet-ul şi reţeaua telefonică.

Ideea dirijării ierarhice este ca reţeaua să fie împărţită în *subreţele*. Subreţelele alcătuiesc o ierarhie arborescentă: o subreţea rădăcină (considerată pe nivelul 0), câteva subreţele subordonate ei (nivelul 1), subreţele subordonate câte unei subreţele de pe nivelul 1 (alcătuind nivelul 2), ş. a. m. d. Fiecare nod are informaţii de dirijare:

- către nodurile din subreţeaua proprie, individual pentru fiecare nod;

- către subreţeaua imediat superioară ierarhic: o singură rută, comună, pentru toate nodurile din acea subreţea, ruta conducând spre cel mai apropiat
- către fiecare din subreţelele imediat inferioare ierarhic, câte o rută pentru fiecare subreţea.

Ruta de la un nod iniţial către o subreţea vecină subreţelei nodului iniţial este ruta de la nodul iniţial către cel mai apropiat nod de la graniţa dintre cele două subreţele.

Fiecare subreţea este suficient de mică, astfel încât, în interiorul fiecărei subreţele, calculul rutelor se face prin metode de dirijare „obişnuite".

Pentru ca orice nod să poată determina din ce subreţea face parte nodul destinaţie a unui pachet, precum şi localizarea subreţelei respective în ierarhie, adresa fiecărui nod este astfel construită încât să descrie poziţia nodului în ierarhia de reţele. Astfel, adresele sunt formate din componente, prima componentă identificând subreţeaua de nivel 1 din care face parte sau căreia îi este subordonat nodul, urmând identificatorul subreţelei de nivel 2, ş. a. m. d., încheind cu identificatorul nodului în cadrul subreţelei din care face parte.

De remarcat că, în general, dirijarea ierarhică nu conduce la drumul optim către destinaţie. Aceasta deoarece în dirijarea ierarhică se caută optimul local în fiecare subreţea şi, ca urmare, este posibil să se rateze optimul global (a se vedea exemplul 5.4).

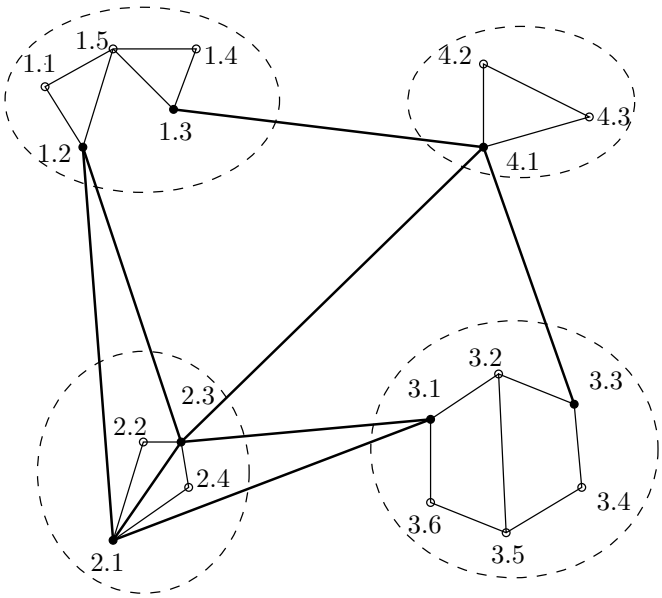
Exemplul 5.4: În figura 5.7 este reprezentată o reţea cu dirijare ierarhică pe două nivele. Reţeaua este formată dintr-o subreţea rădăcină şi patru subreţele subordonate ei.

Adresa fiecărui nod este formată din două componente, prima identificând subreţeaua de nivel 1 din care face parte şi a doua identificând nodul în cadrul subreţelei respective.

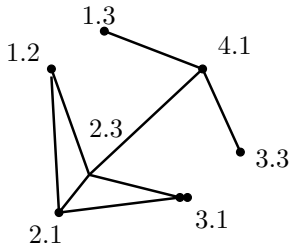
Să presupunem că nodul 1.1 are de trimis un pachet către nodul 3.4. Dirijarea decurge astfel:

- Nodul 1.1 determină că destinatia 3.4 face parte din altă subreţea decât el însuşi; ca urmare, caută drumul spre cel mai apropiat nod ce are legătură cu reţeaua ierarhic superioară. Nodul acesta este 1.2.
- Nodul 1.2 caută drumul spre cel mai apropiat nod din subreţeaua 3. Nodul găsit este 3.1 şi drumul până la el este 1.2, 2.3, 3.1 (echivalent, se poate lua drumul 1.2, 2.1, 3.1).
- Nodul 3.1 trimite pachetul spre destinaţia 3.4 pe drumul cel mai scurt, anume 3.1, 3.2, 3.3, 3.4 (alt drum, echivalent, este 3.1, 3.6, 3.5, 3.4).

Să observăm că drumul pe care îl urmează pachetul, 1.1, 1.2, 2.3, 3.1, 3.2, 3.3,



(a) Toată reţeaua. Subreţelele de pe nivelul 1 sunt încercuite cu linie punctată.



(b) Reprezentarea (micşorată) doar a subreţelei rădăcină.

Figura 5.7: O reţea cu dirijare ierarhică pe două nivele. Reţeaua de pe nivelul rădăcină are nodurile reprezentate prin cercuri pline (mici) şi legăturile reprezentate cu linii îngroşate.

3.4 nu este optim, întrucât lungimea lui este 6, iar drumul 1.1, 1.5, 1.3, 4.1, 3.3, 3.4 are lungimea 5.

5.2.4. Metode particulare de dirijare

5.2.4.1. Inundarea

Inundarea este o metodă aplicabilă în reţele bazate pe datagrame. Inundarea constă în a trimite cópii ale unei datagrame prin toate legăturile directe, cu excepţia celei prin care a intrat datagrama.

Inundarea garantează că, dacă destinaţia este accesibilă şi nodurile nu sunt prea încărcate (astfel încât să se sacrifice datagrame din lipsă de spaţiu de memorare), datagrama ajunge la destinaţie. Ca avantaj faţă de alte metode, inundarea nu necesită ca nodurile să adune nici un fel de informaţie despre reţea.

Pe de altă parte, inundarea face ca fiecare datagramă să ajungă la fiecare nod al reţelei, nu doar la destinatarul dorit. Ca urmare, la fiecare nod ajung toate pachetele care circulă prin reţea. La un număr de noduri mai mare de câteva zeci, metoda inundării generează prea mult trafic pentru a fi în general acceptabilă.

Dacă graful reţelei este un arbore, atunci, considerând nodul sursă a datagramei ca rădăcină, copiile datagramei circulă în arbore de la fiecare nod la fii săi; transmisia se opreşte la frunze. De notat însă că o reţea al cărei graf ataşat este un arbore este extrem de vulnerabilă la pene: defectarea oricărui nod intern duce la deconectarea reţelei.

Dacă însă graful reţelei conţine cicluri, atunci o datagramă, o dată ajunsă într-un ciclu, ciclează la infinit. Pentru ca inundarea să fie utilizabilă în reţele cu cicluri, trebuie făcută o modificare pentru prevenirea ciclării infinite.

O posibilă soluţie — utilizată şi pentru alte metode de dirijare — este aceea de-a asocia fiecărei datagrame un *contor de salturi* care marchează prin câte noduri a trecut datagrama. La atingerea unei anumite valori prestabilite, datagrama nu mai este trimisă mai departe. Cu această modificare, inundarea transmite datagramele pe toate drumurile (nu neapărat simple) de la sursa datagramei şi de lungime dată.

O altă soluţie, cu avantajul suplimentar că asigură ca fiecare pachet să ajungă într-un singur exemplar la destinaţie, este ca fiecare nod al reţelei să identifice (de exemplu, prin menţinerea unor numere de secvenţă) duplicatele unui pachet şi să trimită mai departe un pachet doar la prima lui sosire.

Inundarea se utilizează în reţelele Ethernet. Graful unei reţelele Ethernet trebuie să fie întotdeauna un arbore.

5.2.4.2. Învăţarea rutelor din adresele sursă ale pachetelor

O metodă simplă de construcţie a tabelelor de dirijare este ca, la primirea unui pachet de la un nod sursă S dinspre un nod vecin V, să se introducă sau să se actualizeze în tabela de dirijare regula pentru destinaţia S prevăzând ca următor nod pe V. Regulile astfel introduse trebuie să aibă valabilitate limitată în timp — altfel apar probleme la modificarea legăturilor din reţea. De asemenea, mai trebuie un mecanism pentru dirijarea pachetelor pentru care încă nu există reguli de dirijare — de exemplu, se poate folosi inundarea.

Metoda este utilizată în reţelele Ethernet.

5.2.5. Metode de difuziune

Ne vom ocupa în continuare de metodele de dirijare aplicabile în vederea trimiterii cópiilor unei datagrame spre mai multe destinaţii. Distingem două posibile cerinţe, *difuziune completă* (engl. *broadcast*) — trimiterea spre toate nodurile unei reţele — şi *difuziune selectivă* (engl. *multicast*) — trimiterea datagramei spre o submulţime dată a multimii nodurilor.

Desigur, întotdeauna este posibilă difuzarea prin transmiterea separată a unei datagrame spre fiecare nod. O astfel de metodă este însă neeconomică.

O posibilitate simplă de realizare a difuziunii complete este inundarea. (§ 5.2.4.1).

O altă posibilitate este să se construiască întâi un arbore parţial (preferabil de cost minim) de acoperire a vârfurilor destinatie, iar apoi să se aplice metoda inundării în acest arbore. Această metodă este utilizabilă atât pentru difuzare completă cât şi pentru difuzare parţială. Datorită necesităţii calculului arborelui parţial, este favorabilă în cazul în care trebuie trimise multe datagrame aceleiaşi mulţimi de destinatari.

Descriem şi o a treia posibilitate, utilă în special în situaţia în care destinatarii sunt puţini şi nu se trimit multe datagrame aceleiaşi mulţimi de destinatari. Metoda constă în a trimite în datagramă multimea adreselor destinaţie. Fiecare nod determină legătura de ieşire pentru fiecare destinaţie din lista din datagramă. Apoi trimite câte o datagramă pe fiecare legătură directă ce apare pe ruta spre cel puţin una dintre destinaţii. Datagrama trimisă prin fiecare legătură directă va avea în lista de destinaţii doar acele noduri către care ruta trece prin acea legătură directă. Intuitiv, metoda ar putea fi privită astfel: se trimite câte o datagramă către fiecare nod destinaţie, însă, cât timp drumul a două sau mai multe datagrame este comun, datagramele călătoresc reunite într-o singură datagramă cu mai multe adrese destinaţie.

5.3. Funcţionarea la trafic ridicat

Până aici am studiat comportamentul unei reţele doar pentru cazul în care debitul fluxului de date care intră într-un nod nu depăşeşte niciodată nici capacitatea legăturilor prin care trebuie trimis mai departe, nici capacitatea modulului de reţea de-a efectua prelucrările necesare. Dacă debitul cu care intră pachete într-un nod depăşeşte fie capacitatea de prelucrare a nodului, fie capacitatea legăturii prin care pachetele trebuie să iasă, nodul memorează pachetele într-o structură de coadă, de unde le extrage pe măsură ce pot fi transmise prin legătura de ieşire. Un efect imediat este creşterea timpului de propagare, din cauza staţionării pachetelor în coada de aşteptare. Dacă excesul de debit de intrare se păstrează mai mult timp, coada creşte până când memoria alocabilă cozii de aşteptare este epuizată; în acel moment, nodul va trebui fie să sacrifice pachete, fie să solicite, prin intermediul mecanismului de control al fluxului de la nivelul legăturii de date, micşorarea debitului de intrare. De notat că reducerea şi, în extremis, blocarea fluxului de date la intrarea într-un nod poate duce la acumularea de date de transmis în nodului vecin dinspre care vine acel flux, ducând mai departe la blocarea reciprocă a unui grup de noduri.

Principalele probleme ce apar în cazul în care capacitatea nodurilor sau legăturilor directe este depăşită sunt următoarele:

- Într-o reţea aglomerată, pachetele sau datagramele întârzie mult sau chiar se pierd, lucru care poate declanşa retrimiteri intempestive de pachete, ducând la aglomerare şi mai mare a reţelei şi la performanţe şi mai scăzute. O astfel de situatie, de degradare suplimentară a performanţelor în urma creşterii încărcării, se numeşte *congestie* şi trebuie evitată sau, cel puţin, ţinută sub control.
- Capacitatea disponibilă a reţelei trebuie împărţită în mod echitabil între utilzatori.
- Diferite aplicaţii au diferite priorităţi cu privire la caracteristicile necesare ale serviciului oferit de reţea. Reacţia unei reţele aglomerate trebuie să ţină cont de aceste priorităţi. De exemplu, un nod supraaglomerat poate să fie nevoit să arunce o parte dintre datagramele aflate în tranzit. Dacă datagramele aparţin unei aplicaţii de transfer de fişiere, este preferabil să fie aruncate cele mai recente (acestea fiind retransmise mai târziu; dacă se aruncă datagramele mai vechi, este posibil ca destinatarul să nu aibă ce face cu cele mai noi şi să trebuiască retransmise toate). Dimpotrivă, dacă datagramele aparţin unei aplicaţii de tip videoconferinţă,

este preferabil să fie aruncate datagramele mai vechi.

De notat că, adesea, rezolvarea problemelor de mai sus necesită o colaborare între nivelul reţea şi nivelele superioare.

5.3.1. Alegerea pachetelor de transmis

Considerăm un ruter ale cărui linii de ieşire sunt utilizate la maximul capacităţii. Vom analiza în continuare modul în care el poate alege, dintre pachetele primite, care va fi următorul pachet pe care să-l retransmită.

O posibilitate simplă este de a menţine o singură coadă şi de a accepta un pachet proaspăt sosit dacă are loc în coadă şi de a-l distruge dacă nu are loc. Atunci când debitul de intrare este mare, soluţia duce la a accepta primul pachet ce soseşte după eliberarea unei poziţii în coadă. Ca urmare, un emiţător care produce multe pachete este avantajat faţă de un emiţător care produce puţine pachete.

O distribuire mai echitabilă a capacităţii este de-a construi câte o coadă pentru fiecare nod sursă, legătură de intrare sau cicruit virtual. Nodul extrage, în vederea retransmiterii, pe rând, câte un pachet din fiecare coadă. În acest fel, fiecare sursă fiecare linie de intrare sau, după caz, circuit virtual obţine trimiterea aceluiaşi număr de pachete în unitatea de timp. Metoda se numeşte *aşteptare echitabilă* (engl. *fair queueing*).

O variantă a metodei anterioare este de a oferi fiecărei intrări nu un număr egal de pachete preluate ci un număr egal de biţi preluaţi. Pentru aceasta, se poate asocia fiecărei cozi numărul total de biţi ai pachetelor preluate din acea coadă şi retransmise mai departe. De fiecare dată nodul intermediar extrage următorul pachet din coada cu cel mai mic număr de biţi transmişi.

Pe lângă posibilitatea de a oferi intrărilor transmiterea aceluiaşi număr de biţi sau de pachete, se poate oferi numere de biţi sau pachete transmise proportionale cu anumite valori. De exemplu, se poate oferi unei legături mai importante, dinspre un grup mai mare de calculatoare, un număr dublu de biţi preluaţi şi retransmişi faţă de o legătură secundară. Metoda se numeşte *aşteptare echitabilă ponderată* (engl. *weighted fair queueing*).

În afară de metodele de aşteptare echitabilă — eventual, împreună cu ele — se poate pune în aplicare şi un sistem de priorităţi. Astfel, fiecărui pachet i se poate asocia un nivel de prioritate: pachetele pentru aplicaţii în timp real şi pachetelor asociate sesiunilor interactive li se asociază nivele de prioritate mai ridicate, iar aplicaţiilor care transferă fişiere mari li se asociază nivele de prioritate coborâtă. Într-un ruter, fiecărui nivel de prioritate i se asociază o coadă separată, cu spaţiu de memorare rezervat. Atunci când linia de ieşire este liberă şi ruterul trebuie să decidă care este următorul pachet, examinează

cozile în ordine descrescătoare a nivelelor de prioritate până găseşte o coadă nevidă. Pachetul următor ce va fi transmis este extras din prima coadă nevidă.

Dacă metoda priorităţilor este combinată cu aşteptarea echitabilă, fiecărui nivel i se asociază un set de cozi, în interiorul setului funcţionând regulile de la aşteptarea echitabilă. Următorul pachet trimis este extras din setul de cozi cel mai prioritar în care există cel putin o coadă nevidă.

5.3.2. Controlul congestiei

Prin *congestie* se înţelege scăderea debitului traficului util în reţea în situaţia în care cererea de trafic printr-o legătură sau printr-un nod depăşeşte capacitatea acesteia. Scăderea debitului util, în opoziţie cu limitarea traficului la capacitatea legăturii sau nodului respectiv, este datorată unei funcţionări defectuoase a reţelei, în special datorită pierderii şi retransmiterii unui număr mare de pachete.

Ca principiu general, este bine ca, dacă reţeaua este foarte încărcată, nodurile terminale să încerce să reducă frecvenţa şi mărimea pachetelor transmise. Evident, pentru acest lucru, este necesar un mecanism care să semnaleze nodurilor finale asupra prezenţei sau iminenţei congestiei.

Descriem în continuare, pe scurt, mecanisme utilizate pentru semnalarea congestiei, precum şi mecanismele prin care nodurile finale pot reacţiona la astfel de semnale.

Prima posibilitate de semnalizare a congestiei este ca, atunci când un nod intermediar este încărcat la limita capacităţii sale, pentru fiecare pachet de date primit spre livrare să trimită sursei pachetului de date un pachet de control prin care să-i ceară să reducă traficul. Cusurul metodei constă în faptul că pachetele de cerere de reducere a traficului încarcă suplimentar o reţea deja încărcată. Metoda este utilizabilă în Internet, existând un tip de pachete ICMP pentru acest scop (vezi § 10.2.5.4).

A doua posibilitate este ca nodul încărcat să semnalizeze destinaţiei fiecărui pachet de date faptul că reţeaua este încărcată. Această semnalizare este mai uşor de făcut întrucât poate fi transmisă odată cu pachetul de date, sub forma unui bit din antetul fiecărui pachet. Dezavantajul, faţă de metoda precedentă, este că nu semnalizează sursei traficului, ci destinaţiei; rămâne deci necesar de elaborat un protocol de informare a sursei. Informarea sursei poate fi făcută simplu dacă între sursă şi destinaţie se utilizează un protocol de control al fluxului: în cazul în care destinaţiei îi este semnalizat că reţeaua este congestionată, destinaţia cere sursei, prin intermediul protocolului de control al fluxului, să reducă debitul transmisiei. Metoda semnalizării destinaţiei este utilizată în Internet, sub numele de *explicit congestion notification*; pentru

informarea, mai departe, a sursei se poate utiliza dimensiunea ferestrei TCP (§ 10.3.1.8).

O semnalizare implicită a faptului că reţeaua este încărcată constă în însăşi pierderea pachetelor. Pierderea poate fi observată de nodul sursă prin aceea că nu primeşte confirmări (în cazul utilizării unui protocol cu confirmare şi retransmitere, § 4.3) sau răspuns la mesajele trimise (în cazul unei aplicaţii care trimite o datagramă de cerere şi aşteaptă o datagramă care să răspundă la cerere). Pentru ca pierderea pachetelor să poată fi utilizată ca semnalizare a congestiei, mai este necesar ca pierderea unui pachet din alte cauze decât congestia să fie puţin probabilă. Rezultă, pentru legăturile directe cu rată a erorilor ridicată (în principal, legături radio), necesitatea utilizării, la nivelul legăturii de date, fie a unui cod corector de erori, fie a unui protocol de confirmare şi retransmitere .

Indiferent de metoda de semnalizare utilizată, o implementare simplă riscă să ducă la oscilaţii: dacă un nod intermediar ajunge congestionat, semnalizează tuturor nodurilor terminale ale legăturilor stabilite prin el despre congestie. Reacţia este diminuarea traficului prin toate legăturile şi ca urmare scăderea traficului mult sub maximul admis. După un timp, nodurile terminale vor creşte din nou traficul, până la congestionarea, din nou, a nodului intermediar considerat. Soluţionarea problemei oscilaţiilor se face punând nodul intermediar să trimită semnale că este supraîncărcat cu puţin înainte de-a ajunge la limita capacităţii sale şi de-a alege aleator legăturile cărora li se semnalizează încărcarea.

5.3.3. Formarea (limitarea) traficului

Prin *formarea traficului* se înţeleg metode de uniformizare a debitului unui flux de date. Mecanismele de limitare pot fi plasate în nodul sursă sau într-un ruter şi pot acţiona asupra fluxului de pachete provenit de la un anumit nod sursă, asupra fluxulul între două staţii date, asupra fluxului printr-un circuit virtual sau asupra fluxului ce intră sau iese printr-o anumită legătură directă.

Cel mai simplu mecanism de formare a traficului este limitarea debitului de date la o anumită valoare fixată. Mecanismul se numeşte *găleată găurită*, prin analogie cu următorul mecanism fizic: într-o găleată (reprezentând coada de aşteptare a ruterului) se toarnă apă (reprezentând pachetele unui flux). Găleata are o gaură prin care curge apă (pachete ce sunt preluate din coadă şi retransmise de către ruter). Debitul apei care curge (debitul fluxului de ieşire) este constant atât timp cât găleata nu este goală. De asemenea, dacă găleata este plină, o parte din apa ce intră se revarsă în afară (surplusul

de pachete se pierd).

Un mecanism mai elaborat permite scurte rafale. Ca idee, ruterul ţine evidenţa capacităţii nefolosite (diferenţa dintre debitul maxim acceptat şi debitul fluxului) şi permite, în contul acesteia, un exces de debit. Mai în detaliu, ruterul asociază cozii un număr de *jetoane*. Periodic, numărul de jetoane este crescut cu o unitate, fără însă a depăşi o valoare maximă. Dacă există un pachet în coadă şi numărul de jetoane este mai mare sau egal cu numărul de biţi ai pachetului, pachetul este preluat din coadă şi retransmis, iar numărul de jetoane asociat cozii este scăzut cu o valoare egală cu numărul de biţi ai pachetului. Mecanismul se numeşte *găleata cu jeton*.

5.3.4. Rezervarea resurselor

Pentru a avea, în mod garantat, o anumită capacitate şi un anumit timp de propagare oferite unui flux de date, este necesar să fie rezervate fluxului resursele necesare — capacitatea de prelucrare în noduri şi capacitatea de transfer prin legăturile directe.

Rezervarea resurselor se poate face doar în reţele ce oferă servicii de tip conexiune — utilizarea rezervării în reţele cu datagrame duce la necesitatea implementării unui mecanism de ţinerea evidenţei fluxurilor de datagrame similar celui din reţelele cu circuite virtuale.

La deschiderea conexiunii, în timpul stabilirii rutei conexiunii se stabileşte şi capacitatea pe care o va garanta conexiunea şi fiecare nod se asigură că dispune de capacităţile necesare (că suma capacităţilor alocate conexiunilor ce partajează o legătură directă nu depăşeşte capacitatea legăturii directe). Dacă resursele necesare nu sunt disponibile, conexiunea este refuzată sau se negociază o capacitate mai mică.

Asociat conexiunii se plasează, la nodul sursă, un mecanism de limitare a debitului de date, astfel încât operarea conexiunii să se încadreze în resursele alocate.

Rezervarea resurselor este utilă în special aplicaţiilor în timp real. Reţeaua telefonică utilizează astfel de mecanisme.

Avantajul unui debit garantat se plăteşte prin limitarea drastică a debitului permis. Dacă debitul efectiv utilizat de un flux de date este adesea sub debitul alocat fluxului sau dacă o parte din capacitatea unei legături directe rămâne adesea nealocată complet conexiunilor ce trec prin ea, reţeaua nu este folosită la maximul de capacitate.

În acest caz, valorificarea capacităţii rămase, cu păstrarea capacităţii garantate prin rezervarea resurselor, se poate face astfel: Datelor ce aparţin conexiunilor cu trafic garantat li se asociază un nivel de prioritate ridicat.

Sunt permise şi alte date (de exemplu, prin conexiuni fără trafic garantat), însă acestora li se asociază un nivel de prioritate scăzut. În fiecare ruter se utilizează un mecanism bazat pe priorităţi. În acest fel, fluxurile ce au rezervat resurse au capacitate garantată, iar restul datelor sunt transmise, fără vreo garanţie, dacă mai rămân resurse şi pentru ele.

5.4. Nivelul transport

Rolul nivelului transport este de-a face o adaptare între serviciile oferite de nivelul reţea şi nevoile aplicaţiilor. Funcţiile îndeplinite de nivelul transport sunt similare cu unele dintre funcţiile nivelului legăturii de date:

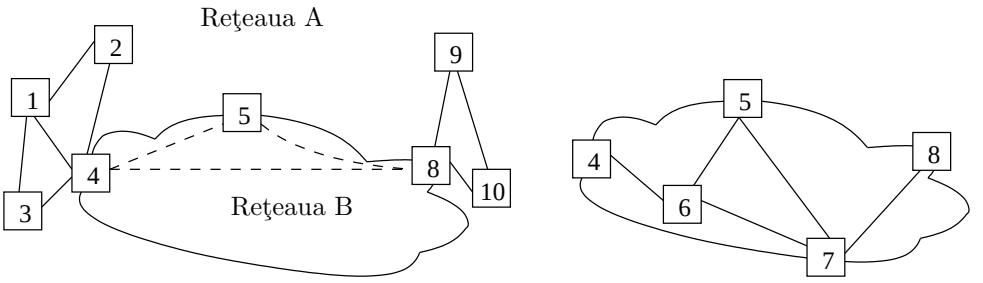
- *Transport sigur*: O reţea congestionată se poate să distrugă pachete din lipsă de spaţiu de memorare. În plus, într-o reţea ce oferă transport de datagrame este posibil ca două datagrame să ajungă la destinaţie în ordine inversă faţă de cea în care au fost emise, iar în anumite cazuri este posibil ca o datagramă să ajungă în mai multe exemplare la destinaţie (de exemplu dacă se utilizează dirijare prin inundare şi reţeaua nu este un arbore). Metodele bazate pe confirmări şi retransmiteri (vezi § 4.3) pot fi utilizate, cu mici modificări, pentru a asigura transport sigur la nivelul transport. O diferenţă importantă faţă de transportul sigur la nivelul legăturii de date este că nivelul reţea poate inversa ordinea unor datagrame, în vreme ce nivelul fizic nu inversează pachete. O altă diferenţă este că la nivelul reţea timpul de propagare al unei datagrame variază în limite foarte largi. De aceea, pe de o parte trebuie luate măsuri pentru a fixa o durată maximă de viaţă a unei datagrame în reţea, iar pe de altă parte algoritmul de confirmare şi retransmitere trebuie să se aştepte să primească astfel de datagrame întârziate şi să nu le confunde cu datagrame noi — aceasta din urmă înseamnă că spaţiul numerelor de secvenţă trebuie să fie suficient de mare.
- *Controlul fluxului*: Controlul fluxului are acelaşi rol şi se implementează în acelaşi mod la nivelul transport ca şi la nivelul legăturii de date.
- *Multiplexarea*: Multiplexarea poate fi utilă în mai multe scopuri: pentru a permite mai multor aplicaţii care se execută pe acelaşi calculator să comunice independent una de alta şi pentru a permite unei perechi de aplicaţii care comunică să-şi transmită independent mai multe fluxuri de date.

5.5. Interconectarea reţelelor

Probleme privind interconectarea reţelelor se pun în situaţia în care se doreşte ca două sau mai multe reţele ce nu pot funcţiona unitar ca o singură reţea să ofere totuşi servicii de comunicare similare unei reţele unitare.

Motivele de existenţă a reţelelor distincte pot fi: reţele ce utilizează protocoale diferite la nivel reţea, reţele ce utilizează acelaşi protocol, dar există suprapuneri între adresele alocate în aceste reţele, dorinţa unor administratori de-a nu divulga informatii despre legăturile din reţea sau de-a filtra pachetele care intră sau ies şi altele.

Problema interconectării este complexă şi necesită solutii ad-hoc, adaptate nevoilor de interoperabilitate şi particularităţilor reţelelor de interconectat. Există însă câteva metode generale, dintre care vom analiza aici metoda tunelării.



(a) Reţeaua A, având legături directe proprii (reprezentate prin linii continue) şi legături realizate ca tunele prin reţeaua B

(b) Reţeaua B

Figura 5.8: Legături prin tunel. O parte dintre legăturile directe din reţeaua A, figurate cu linie punctată, sunt obţinute apelând la serviciile reţelei B. Legătura 4–5 apare ca legătură directă pentru reţeaua A, dar este construită de reţeaua B prin intermediul nodului 6.

Un *tunel* este o legătură, realizată prin intermediul unei reţele, care este utilizată de o altă reţea ca şi când ar fi o legătură directă (vezi fig. 5.8). Pachetele celei de-a doua reţele, incluzând antetele specifice acesteia, sunt transportate ca date utile printr-o conexiune sau, după caz, prin datagrame ale primei reţele.

Capitolul 6

Metode şi protocoale criptografice

Vom studia în acest capitol cum se poate proteja comunicaţia dintre două entităţi contra acţiunilor unui terţ, numit *adversar* sau *intrus*, care interceptează sau alterează comunicaţia între ele. Protecţia comunicaţiei împotriva acţiunilor unui adversar se numeşte *securizarea* comunicaţiei.

Adversarul poate fi:

- *adversar pasiv*, care doar interceptează mesajele transmise;
- *adversar activ*, care şi interceptează şi modifică mesajele.

Protecţia comunicaţiei faţă de acţiunile adversarului cuprinde:

Asigurarea confidenţialităţii are ca obiectiv să impiedice un adversar pasiv să înţeleagă un mesaj interceptat sau să extragă vreo informaţie din el.

Verificarea autenticităţii mesajelor, numită şi *autentificarea mesajelor*, are ca obiectiv detectarea, de către receptor, a *falsurilor*, adică a mesajelor create sau modificate de un adversar activ. Verificarea autenticităţii mesajelor se aseamănă cu detectarea erorilor. Spre deosebire însă de detectarea erorilor, unde modificările produse de mediul de transmisie sunt aleatoare, la verificarea autenticităţii mesajelor avem un adversar care încearcă în mod deliberat să producă modificări nedetectabile.

Asigurarea non-repudiabilităţii mesajelor are ca obiectiv să permită receptorului să dovedească autenticitatea unui mesaj în faţa unui terţ, altfel spus, emiţătorul să nu poată nega faptul că a transmis un anumit mesaj. Asigurarea non-repudiabilităţii este similară cu autentificarea mesajelor, dar în plus trebuie să nu permită nici măcar receptorului să creeze un mesaj care să pară autentic.

Verificarea prospeţimii are ca obiectiv detectarea, de către receptor, a eventualelor copii ale unui mesaj (autentic) mai vechi. Este posibil ca un adversar să intercepteze, de exemplu, un ordin de transfer de bani în favoarea sa şi apoi să transmită băncii multiple copii ale ordinului de transfer de bani. În lipsa verificării prospeţimii, banca va efectua de mai multe ori transferul de bani. Verificarea autenticităţii mesajelor, singură, nu rezolvă problema, deoarece fiecare copie este identică cu originalul şi, ca atare, este autentică.

Autentificarea entităţilor are ca obiectiv verificarea, de către o entitate, a identităţii entităţii cu care comunică. Mai exact, există un server şi unul sau mai mulţi clienţi legitimi care deschid conexiuni către server. Modelul adversarului, în acest caz, este puţin diferit: adversarul poate să deschidă o conexiune spre server şi să încerce să se dea drept un client legitim. Eventual, adversarul poate să intercepteze comunicaţiile clienţilor legitimi, pentru a obţine informaţii în vederea păcălirii serverului, dar nu poate altera comunicaţia printr-o conexiune deschisă de altcineva. În prezenţa unui adversar activ, autentificarea entităţilor nu este prea utilă, deoarece adversarul poate să lase protocolul de autentificare să se desfăşoare normal şi apoi să trimită orice în numele clientului. În prezenţa unui adversar activ, este mai degrabă necesar un mecanism de *stabilirea cheii* (vezi mai jos).

Stabilirea cheii are ca obiectiv obţinerea, de către partenerii de comunicaţie legitimi, a unui şir de biţi, numit *cheie*, ce urmează a fi utilizată la asigurarea confidenţialităţii şi la verificarea autenticităţii mesajelor. Cheia obţinută trebuie să fie cunoscută doar de către cei doi parteneri care doresc să comunice.

În multe lucrări, în loc de autentificarea mesajelor se pune problema *verificării integrităţii mesajelor* — verificarea de către receptor că mesajul este identic cu cel emis de emiţător (că nu a fost modificat pe traseu) — şi a *autentificării sursei* mesajului — verificarea de către receptor a identităţii autorului unui mesajului. Cele două operaţii — verificarea integrităţii şi autentificarea sursei — nu au sens decât împreună. Aceasta deoarece, dacă un mesaj a fost alterat de către adversar (lucru care se constată cu ocazia verificării integrităţii), mesajul poate fi văzut ca un mesaj produs de adversar şi pretinzând că provine de la autorul mesajului original; acest din urmă mesaj nu a fost modificat în timpul transportului (de la adversar spre destinatar), dar sursa sa nu este autentică (mesajul provine de la altcineva decât autorul indicat în mesaj).

6.1. Asigurarea confidenţialităţii

6.1.1. Introducere

Problema asigurării confidenţialităţii unui mesaj constă în a transmite informaţii în aşa fel încât doar destinatarul dorit să le poată obţine; un adversar care ar intercepta comunicaţia nu trebuie să fie capabil să obţină informaţia transmisă.

Formal, presupunem că emiţătorul are un mesaj de transmis, numit *text clar* (engl. *plaintext*). Emiţătorul va genera, printr-un algoritm, plecând de la textul clar, un aşa-zis *text cifrat* (engl. *ciphertext*). Receptorul autorizat trebuie să poată recupera textul clar aplicând un algoritm asupra textului cifrat. Adversarul, care dispune de textul cifrat dar nu cunoaşte anumite detalii ale algoritmului aplicat de emiţător, trebuie să nu fie capabil să reconstituie textul clar. Operaţia prin care emiţătorul transformă textul clar în text cifrat se numeşte *criptare* sau, uneori, *cifrare* (engl. *encryption*). Operaţia prin care receptorul obţine textul clar din textul cifrat se numeşte *decriptare* sau *descifrare* (engl. *decryption*). Împreună, algoritmii de criptare şi decriptare constituie un *cifru*.

Pentru a formaliza notaţiile, vom nota cu T mulţimea mesajelor posibile de transmis; fiecare text clar posibil este un element $t \in T$. Criptarea este o funcţie $c : T \to M$, unde M este mulţimea textelor cifrate posibile. $m = c(t)$ este textul cifrat corespunzător textului clar t. Textul cifrat este trimis pe canalul nesigur şi este presupus accesibil adversarului. Decriptarea o vom nota cu d, unde $d : M \to T$.

Spunem că (c, d) formează o pereche criptare-decriptare dacă îndeplinesc simultan condiţiile:

- orice text cifrat poate fi decriptat corect prin d, adică $d \circ c = 1_T$;
- un adversar care cunoaşte textul cifrat $m = c(t)$ dar nu cunoaşte c sau d nu poate deduce t sau afla informaţii despre t.

În practică, este necesar ca producerea unei perechi de funcţii (c, d) să fie uşor de făcut, inclusiv de către persoane fără pregătire deosebită. Acest lucru este necesar deoarece dacă perechea (c, d) utilizată de două entităţi care comunică este aflată, sau se bănuieşte că a fost aflată, de către cineva din afară, ea trebuie schimbată repede. De asemenea, este bine ca persoanele ce nu au pregătire de matematică şi informatică să poată utiliza singure metode criptografice.

Pentru acest scop, algoritmii de criptare şi decriptare sunt făcuţi să primească, pe lângă textul clar şi respectiv textul cifrat, încă un argument

numit *cheie*. Fiecare valoare a cheii produce o pereche criptare-decriptare distinctă. Cheia se presupune a fi uşor de generat la nevoie.

Mulţimea cheilor posibile se numeşte *spaţiul cheilor* şi o vom nota în continuare cu K. Funcţiile de criptare şi decriptare sunt de forma $c : T \times K \to M$ şi respectiv $d : M \times K \to T$. Cheia este scrisă ca parametru. Pentru o valoare fixată a cheii $k \in K$, criptarea devine $c_k : T \to M$, iar decriptarea $d_k : M \to T$, cu $d_k \circ c_k = 1_T$. Pentru fiecare $k \in K$, (c_k, d_k) formează o pereche criptare-decriptare.

Algoritmii propriu-zişi, adică funcţiile $c : T \times K \to M$ şi $d : M \times K \to T$, se presupune că sunt cunoscuţi adversarului; dacă merită să puteţi schimba cheia, înseamnă că deja aveţi îndoieli privitoare la cât de secret puteţi ţine algoritmul faţă de adversar... Ca urmare, pentru o aplicaţie, un algoritm public nu este mai nesigur decât un algoritm „secret“, necunoscut publicului dar posibil cunoscut adversarului. Un algoritm foarte cunoscut, dar fără vulnerabilităţi cunoscute, este preferabil faţă de un algoritm „secret“ deoarece există şanse mult mai mari ca autorul şi utilizatorul aplicaţiei să afle despre vulnerabilităţi înainte ca vulnerabilităţile să fie exploatate împotriva lor.

Adesea avem $T = M$; în acest caz c_k este o funcţie bijectivă (o permutare pe T). În aceste condiţii, uneori rolurile funcţiilor c şi d pot fi interschimbate, adică d_k să se folosească ca funcţie de criptare şi c_k pentru decriptare.

Exemplul 6.1 (*Substituţia monoalfabetică*): Considerăm un alfabet (finit) S şi notăm cu n numărul de litere ($n = |S|$). De exemplu,

$$S = \{\mathrm{a}, \mathrm{b}, \mathrm{c}, \ldots, \mathrm{z}\};$$

în acest caz $n = 26$. Textele clare sunt şiruri de litere din alfabet: $T = S^*$. Mulţimea textelor cifrate este identică cu mulţimea textelor clare: $M = T$. Cheile posibile sunt permutările lui S; $|K| = n!$. Pentru un text clar $p = (s_1, s_2, \ldots, s_l)$, textul cifrat este

$$c_k(p) = (k(s_1), k(s_2), \ldots, k(s_l)).$$

Decriptarea se calculează

$$d_k((m_1, m_2, \ldots, m_l)) = (k^{-1}(m_1), k^{-1}(m_2), \ldots, k^{-1}(m_l)).$$

Criptarea şi decriptarea sunt simplu de executat, chiar şi manual. Cheile sunt uşor de reprezentat. Dacă alfabetul are o ordine cunoscută,

reprezentarea cheii poate consta în înşiruirea literelor în ordinea dată de permutare. De exemplu

qwertyuiopasdfghjklzxcvbnm

înseamnă $k(\mathrm{a}) = \mathrm{q}$, $k(\mathrm{b}) = \mathrm{w}$, etc. Cu această cheie, cuvântul „criptic“ devine, prin criptare, „ekohzoe“.

Să examinăm puţin siguranţa. Să presupunem că un adversar încearcă decriptarea textului cifrat cu fiecare cheie posibilă. O astfel de încercare se numeşte *atac prin forţă brută*. Să mai presupunem că adversarul reuşeşte să verifice un miliard de chei în fiecare secundă. Deoarece numărul de chei este $26! \approx 4 \cdot 10^{26}$, adversarul ar avea nevoie în medie de 6,5 miliarde de ani pentru a găsi cheia corectă.

Pe de altă parte, într-un text în limba româna, anumite litere (de exemplu *e*, *a*, *t*, *s*) apar mai frecvent decât altele. Ca urmare, permutările primelor prin funcţia k vor apare în textul cifrat cu frecvenţă mai mare decât permutările celorlalte. Un adversar, care dispune de suficient text cifrat, va încerca doar acele chei care fac să corespundă unei litere din textul cifrat doar litere a căror frecvenţă normală de apariţie este apropiată de frecvenţa de apariţie a literei considerate în textul cifrat. În acest fel, numărul de încercări se reduce considerabil, astfel încât un astfel de cifru poate fi spart uşor în câteva minute.

Exemplul 6.2 (*Cifrul Vernam, numit şi cheia acoperitoare, engl. One time pad*): La acest cifru, $T = \{t \in \{0,1\}^* : |t| \leq n\}$ (mulţimea şirurilor de biţi de lungime mai mică sau egală cu un $n \in \mathbb{N}$ fixat), $M = T$ şi $K = \{0,1\}^n$. Funcţia de criptare este

$$c_k(t_1, t_2, \ldots, t_l) = (t_1 \oplus k_1, t_2 \oplus k_2, \ldots, t_l \oplus k_l),$$

unde $\oplus$ este operaţia *sau exclusiv*.

Decriptarea coincide cu criptarea, $d_k = c_k$.

Din punctul de vedere al siguranţei, criptarea cu cheie acoperitoare este un mecanism perfect de criptare: adversarul nu poate deduce nimic din mesajul criptat (în afară de lungimea textului clar), deoarece orice text clar putea fi, cu egală probabilitate, originea textului cifrat recepţionat.

Criptarea cu cheie acoperitoare este dificil de utilizat practic deoarece necesită o cheie la fel de lungă ca şi mesajul de transmis şi, în plus, cheia nu poate fi refolosită (dacă se transmit două mesaje folosind aceeaşi cheie, se pierde siguranţa metodei).

6.1.2. Refolosirea cheilor

Până aici am considerat problema criptării unui singur mesaj. Utilizarea aceleiaşi chei pentru mai multe mesaje aduce adversarului noi posibilităţi de acţiune:

1. Două mesaje identice vor fi criptate identic; adversarul poate detecta astfel repetarea unui mesaj.
2. Anumite informaţii transmise criptat la un moment dat pot deveni publice ulterior. Adversarul poate obţine astfel perechi (t_i, m_i) cu $m_i = c_k(t_i)$. Încercările de determinare a cheii de criptare sau de decriptare a unui text cifrat, pe baza informaţiilor aduse de astfel de perechi text clar, text cifrat, se numeşte *atac cu text clar cunoscut*.
3. În anumite cazuri, adversarul poate determina emiţătorul să trimită mesaje conţinând părţi generate de adversar. Acest lucru poate ajuta mult tentativelor de spargere de la punctul precedent. Atacul se numeşte *cu text clar ales*. De asemenea, ţinând cont şi de posibilităţile de la punctul 1, dacă adversarul bănuieşte textul clar al unui mesaj, poate să încerce să-şi confirme sau infirme bănuiala.
4. Anumite cifruri, de exemplu cifrul cu cheie acoperitoare, sunt uşor de atacat de un adversar dispunând de două texte cifrate cu aceeaşi cheie.

Punctele 2 şi 3 pot fi contracarate prin anumite proprietăţi ale cifrului (vezi § 6.1.3).

Pentru punctele 1 şi 4, orice cifru, în forma în care este folosit în practică, mai primeşte în funcţia de criptare un argument aleator. O parte din acest argument, numită *vector de iniţializare*, are rolul de-a face ca acelaşi text clar să fie cifrat în mod diferit în mesaje diferite.

În acest caz, criptarea are forma $c : T \times K \times R \to M$ şi decriptarea $d : M \times K \to T$, cu:

$$d_k(c_k(t, r)) = t\,,\ \forall t \in T, k \in K, r \in R.$$

Evident, pentru ca decriptarea să fie posibilă, informaţia corespunzătoare argumentului aleator trebuie să se regăsească în textul cifrat. Ca urmare, lungimea textului cifrat trebuie să fie cel puţin egală cu lungimea textului clar plus lungimea argumentului aleator.

Adesea, argumentul aleator nu este secret; ca urmare, poate fi transmis în clar. Trebuie însă ca adversarul să nu poată să controleze generarea argumentului aleator utilizat de emiţător. De asemenea, nu este permis ca adversarul să mai aibă vreun control asupra conţinutului textului clar după ce obţine informaţii despre argumentul aleator ce urmează a fi folosit.

6.1.3. Problema spargerii unui cifru

Un cifru este *complet spart* dacă un adversar care nu cunoaşte dinainte cheia poate decripta orice text cifrat. Dacă adversarul obţine cheia, înseamnă că cifrul este complet spart.

Un cifru este *parţial spart* dacă un adversar care nu cunoaşte iniţial cheia poate dobândi informaţii despre textul clar prin observarea textului cifrat. Dacă adversarul poate decripta o parte din textul clar sau poate să verifice dacă un anumit şir apare în textul clar, înseamnă că cifrul este parţial spart.

Se poate presupune că un adversar poate estima textele clare ce ar putea fi transmise şi eventual probabilităţile lor; există cazuri în care textul clar transmis este dintr-o mulţime mică, de exemplu poate fi doar *da* sau *nu*. Dacă un adversar ce a interceptat textul cifrat poate elimina anumite texte clare, sau, estimând probabilităţile diverselor chei de cifrare, poate estima probabilităţi, pentru textele clare, diferite faţă de estimările sale iniţiale, înseamnă de asemenea că adversarul a extras informaţie din textul cifrat şi în consecinţă cifrul este parţial spart.

Exemplul 6.3: Considerăm că, din informaţiile adversarului, textul clar este este cu probabilitate de 30% ION, cu probabilitate de 40% ANA şi cu probabilitate de 30% DAN. De asemenea, presupunem că adversarul ştie că se utilizează substituţie monoalfabetică.

În momentul în care adversarul intercepteză textul cifrat `AZF`, el calculează probabilităţile diverselor texte clare cunoscând textul cifrat şi găseşte 50% ION, 0% ANA şi 50% DAN (exclude ANA deoarece ar da aceeaşi literă pe prima şi pe ultima poziţie în textul cifrat). Adversarul a dobândit o informaţie asupra textului clar, ceea ce înseamnă că cifrul a fost spart parţial.

Cu privire la informaţiile de care dispune adversarul ce încearcă spargerea cifurlui, există trei nivele posibile:

atac cu text cifrat: adversarul dispune doar de o anumită cantitate de text cifrat;

atac cu text clar cunoscut: adversarul dispune, pe lângă textul cifrat de spart, de un număr de perechi (t_i, m_i), cu $m_i = c_k(t_i)$;

atac cu text clar ales: adversarul dispune de perechi (t_i, m_i) în care t_i este la alegerea adversarului.

Afară de cazul în care cheia se schimbă la fiecare mesaj, este necesar ca cifrul să nu poată fi spart printr-un atac cu text clar ales.

Dificultatea spargerii unui cifru este de două feluri:

- *dificultatea probabilistică* sau *informaţională*,
- *dificultate computaţională*.

Dificultatea informaţională constă în faptul că pot exista mai multe perechi text clar, cheie, care ar fi putut produce textul cifrat interceptat m.

Presupunând $|T| = |M|$ şi că orice bijecţie $c : T \to M$ putea fi aleasă, cu egală probabilitate, ca funcţie de criptare, adversarul care recepţionează un text cifrat m nu poate deduce nimic cu privire la textul clar t — orice text clar avea aceeaşi probabilitate de a genera m. Un astfel de cifru este perfect — textul cifrat nu aduce nici o informaţie adversarului.

Deoarece există $(|T|)!$ bijecţii posibile, lungimea necesară a cheii este $\log_2((|T|)!)$. Presupunând că T este mulţimea şirurilor de n biţi, avem $|T| = 2^n$ şi lungimea cheii este $\log_2((2^n)!)$ biţi, lungime a cărei comportament asimptotic este de forma $\Theta(n2^n)$. Pentru $n = 20$, cheia are câţiva megabiţi.

De notat că un algoritm de criptare secret nu este un cifru perfect, deoarece nu toate cele $(2^n)!$ funcţii de criptare posibile au aceeaşi probabilitate de a fi alese.

Cifrul Vernam (vezi exemplul 6.2) este de asemenea un cifru perfect, câtă vreme cheia nu este refolosită.

În exemplul 6.3, dificultatea informaţională constă în imposibilitatea adversarului de a distinge între *DAN* şi *ION*

Incertitudinea adversarului asupra textului clar este cel mult egală cu incertitudinea asupra cheii. De aici rezultă că, pentru a obţinerea unui cifru perfect, numărul de biţi ai cheii trebuie să fie mai mare sau egal cu numărul de biţi de informaţie din mesaj. Cifrul Vernam este în acelaşi timp perfect (sub aspectul dificultăţii informaţionale a spargerii) şi optim din punctul de vedere al lungimii cheii.

Dificultatea computaţională constă în imposibilitatea adversarului de a deduce informaţii asupra textului clar cu un efort computaţional rezonabil.

Un prim lucru care se cere de la un cifru este ca, dându-se un număr de perechi text clar – text cifrat, să nu existe o metodă rapidă de a determina cheia.

Un *atac prin forţă brută* (engl. *brute force attack*) constă în a decripta textul cifrat folosind toate cheile posibile şi a verifica dacă se obţine textul clar (sau un text clar inteligibil, dacă textul clar adevărat nu este cunoscut dinainte). Fezabilitatea unui atac prin forţă brută depinde direct de lungimea cheii (de fapt, de numărul de chei posibile). Pentru o cheie de 56 de biţi (exemplu cifrul DES), un atac prin forţă brută este perfect posibil, la viteza

actuală necesitând un efort în jur de un an-calculator. Un atac prin forţă brută este nefezabil deocamdată de la 80 de biţi în sus; se consideră că va fi fezabil în jurul anului 2015. De la 128 de biţi în sus atacul prin forţă brută necesită, din cauza unor limitări fizice teoretice, o cantitate de energie comparabilă cu producţia mondială pe câteva luni; o astfel de cheie este puţin probabil că va putea fi spartă vreodată prin forţă brută.

Un cifru se consideră a fi vulnerabil în momentul în care se descoperă o metodă de decriptare a unui mesaj semnificativ mai eficientă decât un atac prin forţă brută. Inexistenţa unei metode eficiente de spargere nu este niciodată demonstrată; în cel mai bun caz se demonstrează că spargerea unui cifru este cel puţin la fel de dificilă ca rezolvarea unei anumite probleme de matematică, problemă cunoscută de multă vreme dar fără rezolvare eficientă cunoscută. Acest din urmă tip de demonstraţie se aplică mai mult la cifrurile asimetrice din § 6.1.5; problemele de matematică sunt de exemplu descompunerea în factori primi a unui număr mare — de ordinul sutelor de cifre — sau logaritmul discret — rezolvarea în $x \in \{0, \ldots, p-1\}$ a ecuaţiei $a^x = b \pmod p$, cu p număr prim mare.

Pentru un cifru bloc (un cifru care criptează independent blocuri de text clar de o anumită lungime fixă), dimensiunea blocului trebuie să fie mare pentru a face repetările blocurilor suficient de rare. Dacă dimensiunea blocului este de n biţi, există 2^n posibilităţi pentru conţinutul unui bloc. Considerând o distribuţie uniformă a conţinutului fiecărui bloc, un şir de $2^{n/2}$ blocuri are probabilitate cam $1/2$ să aibă cel puţin două blocuri cu conţinut identic. (Acest fapt este cunoscut ca *paradoxul zilei de naştere:* într-un grup de 23 de persoane, probabilitatea să existe două dintre ele născute în aceeaşi zi din an este peste 50%; în general, într-un grup de $\sqrt{k}$ numere aleatoare având k valori posibile, probabilitatea ca cel puţin două să fie egale este în jur de $1/2$).

Ca o consecinţă, dimensiunea n a blocului trebuie să fie suficient de mare şi cheia să fie schimbată suficient de des, astfel încât numărul de blocuri criptate cu o cheie dată să fie mult mai mic decât $2^{n/2}$. În majoritatea cazurilor, valoarea minimă rezonabilă pentru n este 64 de biţi. La această lungime, repetarea unui bloc de text cifrat este probabil să apară începând de la 2^{32} blocuri, adică 32 GiB.

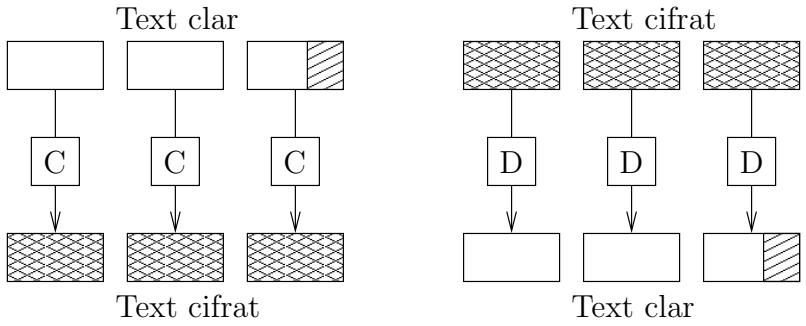
6.1.4. Algoritmi de criptare utilizaţi în practică

Cifrurile mai cunoscute şi utilizate pe scară mai largă în practică sunt date în tabela 6.1. Există două tipuri de cifruri: *cifru bloc* (engl. *block cipher*), care criptează câte un bloc de date de lungime fixată (de obicei 64, 128 sau, eventual, 256 de biţi), şi *cifru flux* (engl. *stream cipher*), care criptează mesaje

de lungime arbitrară şi produc biţii textului cifrat pe măsură ce primesc biţii corespunzători din textul clar.

Pentru a cripta un text de lungime arbitrară, cu ajutorul unui cifru bloc, există câteva metode standard, pe care le vom descrie în continuare. În cele ce urmează, notăm cu n lungimea blocului, în biţi.

ECB — Electronic Code Book: Textul clar se împarte în blocuri de lungime n. Ultimul bloc se completează la lungimea n; biţii adăugaţi pot fi zerouri, biţi aleatori sau se pot utiliza alte scheme de completare. Fiecare bloc se criptează apoi independent de celelalte (vezi fig. 6.1).



(a) Criptarea (b) Decriptarea

Figura 6.1: Criptarea în mod ECB

Metoda ECB nu se recomandă deoarece pentru o cheie fixă acelaşi text clar se transformă în acelaşi text cifrat.

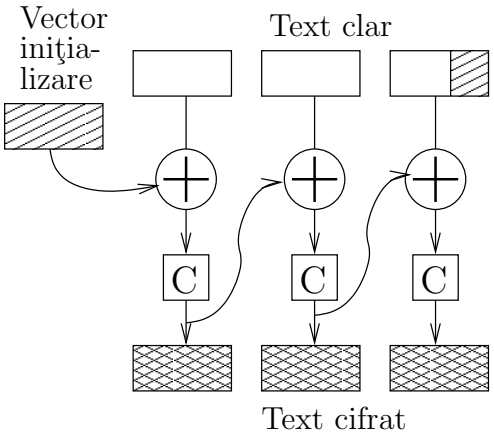
O altă critică citată frecvent este că un adversar care permută blocurile de text cifrat va obţine permutarea blocurilor corespunzătoare de text clar, chiar dacă nu înţelege nimic din textul cifrat. Deşi afirmaţia este adevărată, critica este nefondată întrucât un cifru nu are ca scop protejarea integrităţii mesajelor.

CBC — Cipher Block Chaining: (Vezi fig. 6.2.) Ca şi la ECB, textul clar se împarte în blocuri şi ultimul bloc se completează cu biţi aleatori. În plus, se alege un şir de n biţi aleatori; acesta se numeşte *vector de iniţializare*. Vectorul de iniţializare se transmite de obicei separat. Se efectuează *xor* pe biţi între vectorul de iniţializare şi primul bloc de text clar; rezultatul se cifrează şi se trimite. Apoi, se face *xor* între fiecare bloc de text clar şi blocul precedent de text cifrat, şi rezultatul se cifrează şi se transmite destinatarului.

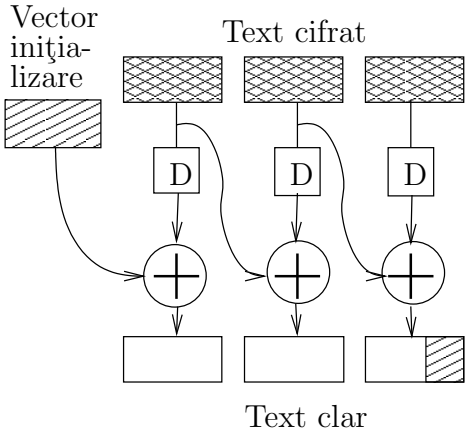
Faţă de ECB, metoda CBC face ca un acelaşi bloc de text clar să se cripteze diferit, în funcţie de vectorul de iniţializare utilizat. Dacă

Nume	lungime bloc	lungime cheie	observaţii
DES	64	56	A fost utilizat pe scară destul de largă, fiind susţinut ca standard de către guvernul Statelor Unite ale Americii. În prezent este nesigur datorită lungimii mici a cheii (a fost deja spart prin forţă brută). Au existat şi speculaţii cum că ar fi fost proiectat astfel încât să fie uşor de spart de către cei care ar cunoaşte nişte detalii de proiectare.
3DES	64	112 sau 168	Constă în aplicarea de 3 ori succesiv a cifrului DES, cu 2 sau toate 3 cheile distincte. A fost creat pentru a nu inventa un cifru total nou, dar făcând imposibilă spargerea prin forţă brută.
AES	128	128, 192 sau 256	Desemnat, în urma unui concurs, ca nou standard utilizat de guvernul american. Proiectat de doi belgieni, Joan Daemen şi Vincent Rijmen şi publicat sub numele *rijndael*.
CAST-128	64	între 40 şi 128 biţi	Creat de Carlisle Adams şi Stafford Tavares în 1996.
Blowfish	64	până la 448 biţi	Creat de Bruce Schneier în 1993.
Twofish	128	până la 256 biţi	Creat de Bruce Schneier şi alţii şi a participat la concursul pentru AES.
Serpent	128	128, 192 sau 256	Creat de Ross Anderson, Eli Biham şi Lars Knudsen; candidat pentru AES.
RC6	128	128, 192 sau 256	Creat de Ronald Rivest; candidat pentru AES; patentat în favoarea firmei RSA Security.
RC4	flux	până la 256 biţi	Creat de Ronald Rivest în 1987; foarte rapid; are câteva slăbiciuni, care pot fi contracarate prin artificii legate de modul de utilizare.

Tabelul 6.1: Cifruri mai cunoscute.



(a) Criptarea



(b) Decriptarea

Figura 6.2: Criptarea în mod CBC

vectorul de iniţializare este ales aleator, repetările unui bloc de text cifrat vor fi extrem de rare (imposibil de exploatat de adversar).

Vectorul de iniţializare trebuie ales satisfăcând :

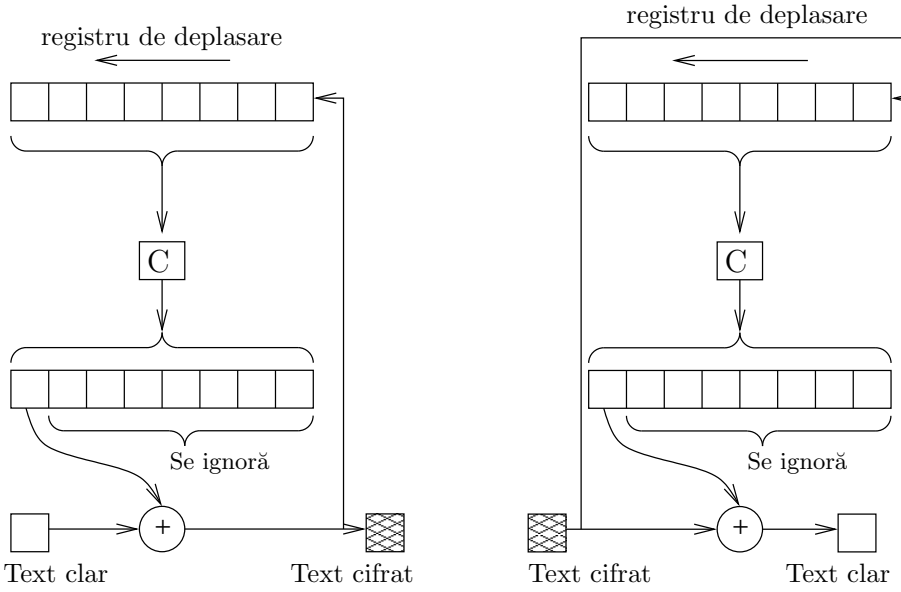
- să fie distribuit uniform şi necorelat cu textul clar sau alţi vectori de iniţializare;
- să nu poată fi controlat de adversar;
- să nu poată fi aflat de adversar cât timp adversarul ar putea influenţa textul clar, pentru a împiedica un atac cu text clar ales.

Vectorul de iniţializare se construieşte utilizând una din următoarele variante:

- se generează cu un generator de numere aleatoare criptografic (vezi § 6.4) şi se transmite în clar înaintea mesajului;
- se stabileşte prin metode asemănătoare cu stabilirea cheii (vezi § 6.3);
- dacă se transmit mai multe mesaje unul după altul, vectorul de iniţializare pentru un mesaj se ia ca fiind ultimul bloc al mesajului precedent (ca la înlănţiurea blocurilor în cadrul aceluiaşi mesaj). Pentru a împiedica un atac cu text clar ales, dacă textul clar al unui mesaj este format după expedierea mesajului precedent este necesar trimiterea unui mesaj care să fie ignorat de destinatar şi cu conţinut aleator.

CFB — Cipher Feedback: CFB şi următorul mod, OFB, sunt utilizate în special acolo unde mesajele sunt mult mai scurte decât dimensiunea blocului, însă emiţătorul transmite aceluiaşi receptor o secvenţă mai lungă de mesaje (presupunem că un mesaj nu poate fi grupat împreună cu următorul deoarece, de exemplu, un mesaj depinde de răspunsul receptorului la mesajul precedent; prin urmare, un mesaj nu este disponibil pentru criptare înainte ca mesajul precedent să fie criptat în totalitate şi trimis).

CFB criptează fragmente de text clar de dimensiune fixă m. Dimensiunea m a fragmentului trebuie să îndeplinească o singură restricţie, şi anume să fie un divizor al dimensiunii n a blocului cifrului. Se poate lua $m = 8$ şi atunci cifrul criptează câte un caracter. CFB funcţionează astfel (vezi fig. 6.3): Emiţătorul generează aleator un vector de iniţializare de n biţi, pe care îl transmite receptorului şi îl încarcă totodată într-un registru de deplasare. Apoi, pentru fiecare caracter de



(a) Criptarea (b) Decriptarea

Figura 6.3: Criptarea în mod CFB

criptat, emiţătorul:

- criptează conţinutul registrului de deplasare utilizând cheia secretă,
- execută *xor* pe biţi între următorii m biţi din textul clar şi primii m biţi din rezultatul criptării,
- transmite ca text cifrat rezultatul pasului precedent,
- deplasează conţinutul registrului de deplasare cu m biţi spre stânga,
- introduce, pe poziţiile cele mai din dreapta ale registrului de deplasare, m biţi de text cifrat produs.

CFB are o proprietate interesantă de *autosincronizare*: dacă la un moment dat, din cauza unor erori de transmisie, se pierde sincronismul dintre emiţător şi receptor, sincronismul se reface automat după n biţi.

De remarcat, de asemenea, că decriptarea CFB utilizează tot funcţia de criptare a cifrului bloc.

OFB — Output Feedback: OFB este un mecanism asemănător cu cifrul Vernam (cu cheie acoperitoare) (exemplul 6.2), însă cheia este un şir pseudoaleator generat cu un algoritm de criptare. Primii n biţi din şirul pseudoaleator se obţin criptând vectorul de iniţializare, următorii n biţi

se obţin criptând precedenţii n biţi pseudoaleatori, ş. a. m. d.

La OFB utilizarea unui vector de iniţializare aleator este chiar mai importantă decât la celelalte moduri de criptare, întrucât refolosirea unui vector de iniţializare conduce la repetarea şirului pseudoaleator (cheia Vernam), rezultând un cifru relativ uşor de spart.

CTR — Counter: Se construieşte similar cu OFB, însă şirul pseudoaleator se obţine criptând numerele v, $v+1$, $v+2$, etc., reprezentate pe n biţi, v fiind vectorul de iniţializare. Modul CTR este foarte asemnănător cu OFB, însă are avantajul că destinatarul poate decripta un fragment de mesaj fără a decripta tot mesajul până la fragmentul dorit. Acest fapt îl face potrivit pentru criptarea fişierelor pe disc. Totuşi, deoarece cifrul Vernam aflat la bază este vulnerabil unui adversar având la dispoziţie două texte clare criptate cu aceeaşi cheie, metoda este vulnerabilă dacă adversarul are posibilitatea de-a obţine două variante ale unui fişier.

6.1.5. Criptografie asimetrică (cu cheie publică)

Intuitiv, s-ar putea crede că, dacă funcţia de criptare este complet cunoscută (inclusiv cheia), funcţia inversă — decriptarea — este de asemenea calculabilă în mod rezonabil. În realitate, există funcţii de criptare (injective) a căror cunoaştere nu permite decriptarea în timp rezonabil. În esenţă, ideea este că, deşi $m = c(t)$ este rezonabil de uşor de calculat, determinarea lui t din ecuaţia $c(t) = m$ nu se poate face mult mai rapid decât prin încercarea tuturor valorilor posibile pentru t.

Pentru ca o astfel de metodă de criptare să fie utilă, trebuie ca destinatarul autorizat al mesajului să-l poată totuşi decripta în timp rezonabil. Pentru aceasta, se cere ca funcţia de criptare c să poată fi inversată uşor de către cineva care cunoaşte o anumită informaţie, dificil de dedus din c. Această informaţie va fi făcută cunoscută doar destinatarului mesajului criptat. De fapt, în cazul criptografiei asimetrice, destinatarul mesajului este chiar autorul acestei informaţii secrete şi a funcţiei de criptare.

Ca şi în cazul criptografiei simetrice, funcţia de criptare c primeşte un parametru, cheia k_c, numită *cheie de criptare* sau *cheie publică*. Astfel, criptarea se calculează $m = c_{k_c}(t)$.

Pentru decriptare, vom nota cu d algoritmul general şi cu k_d informaţia care permite decriptarea în timp rezonabil. Decriptarea o scriem $t = d_{k_d}(m)$. k_d o numim *cheie de decriptare* sau *cheie secretă*. Fiecare cheie secretă k_d este asociată unei anumite chei publice k_c, putând servi la decriptarea mesajelor criptate doar cu cheia publică pereche.

Evident, cunoscând cheia publică k_c este posibil, însă trebuie să fie dificil computaţional, să se calculeze cheia secretă k_d corespunzătoare. Pentru ca sistemul de criptare să fie util mai este necesar să existe un procedeu eficient (computaţional) de generare a unei perechi de chei (k_c, k_d) aleatoare.

Un *sistem criptografic asimetric* (sau *cifru asimetric* sau *cifru cu cheie publică*) este un ansamblu format din algoritmii de criptare c şi decriptare d şi un algoritm de generare aleatoare a perechilor de chei (k_c, k_d).

Pentru ca sistemul criptografic să fie sigur trebuie ca rezolvarea ecuaţiei $c_{k_c}(t) = m$ cu necunoscuta t să fie dificilă computaţional. Implicit, determinarea cheii secrete k_d corespunzătoare unei chei publice k_c trebuie de asemenea să fie dificilă computaţional.

Exemplul 6.4 (*Cifrul RSA*): Generarea cheilor se face astfel:

- se generează numerele prime p şi q (de ordinul a 500 cifre zecimale fiecare);
- se calculează $n = pq$ şi $\phi = (p-1)(q-1)$;
- se generează aleator un număr $e \in \{2, 3, \ldots, \phi - 1\}$, relativ prim cu ϕ;
- se calculează d cu proprietatea că $ed \equiv 1 \pmod{\phi}$ (utilizând algoritmul lui Euclid).

Cheia publică este $k_c = (n, e)$, iar cheia secretă este $k_d = (n, d)$.

Spaţiul textelor clare şi spaţiul textelor cifrate sunt

$$P = M = \{0, 1, \ldots, n-1\}.$$

Criptarea şi decriptarea sunt:

$$c_{k_c}(p) = p^e \pmod{n} \tag{6.1}$$
$$d_{k_d}(m) = m^d \pmod{n} \tag{6.2}$$

Cifrul a fost inventat de Rivest, Shamir şi Adelman în 1977. Numele RSA vine de la iniţialele autorilor.

6.1.5.1. Utilizarea criptografiei asimetrice

Pentru pregătirea comunicaţiei, receptorul generează o pereche de chei (k_c, k_d) şi face publică k_c. Emiţătorul poate cripta un mesaj, folosind k_c, şi numai posesorul lui k_d îl va putea decripta. Notăm că odată criptat un mesaj, acesta nu mai poate fi decriptat nici măcar de autorul său (deşi autorul — şi dealtfel oricine — poate verifica dacă un text cifrat dat corespunde sau nu unui text clar dat).

Dacă se doreşte comunicaţie bidirecţională, se utilizează câte o pereche de chei (k_c, k_d) distinctă pentru fiecare sens.

O aceeaşi pereche de chei poate fi utilizată de o entitate pentru toate mesajele pe care le primeşte, indiferent cu câţi parteneri comunică. Astfel, fiecare entitate îşi stabileşte o pereche de chei din care cheia publică o transmite tuturor partenerilor de comunicaţie şi cheia secretă o foloseşte pentru a decripta mesajele trimise de toţi către ea. Pentru comparaţie, în criptografia simetrică, fiecare pereche de parteneri ce comunică trebuie să aibă propria cheie secretă.

Un sistem criptografic asimetric este în esenţă un cifru bloc. Pentru a cripta o cantitate arbitrară de text clar, se pot utiliza modurile ECB sau CBC. Modurile CFB, OFB şi CTR nu sunt utilizabile deoarece utilizează doar funcţia de criptare, care în cazul criptografiei asimetrice este publică.

Algoritmii criptografici asimetrici sunt mult mai lenţi decât cei simetrici. Din acest motiv, datele propriu-zise se criptează de obicei cu algoritmi simetrici, iar cheia de criptare pentru date se transmite utilizând criptografie asimetrică (vezi şi § 6.3).

6.2. Autentificarea mesajelor

Autentificarea mesajelor este un mecanism prin care destinatarul unui mesaj poate verifica faptul că autorul mesajului este o anumită entitate şi că mesajul nu a fost modificat de altcineva.

Verificarea autenticităţii unui mesaj constă în aplicarea de către receptor a unui *test de autenticitate* asupra mesajului primit. Un test de autenticitate trebuie să îndeplinească două proprietăţi:

- orice mesaj autentic să treacă testul;
- pentru un mesaj neautentic, produs cu un efort computaţional rezonabil, probabilitatea ca mesajul să treacă testul să fie extrem de mică.

Există două nivele distincte de „spargere“ a unui test de autenticitate:

- *fals existent* (engl. *existential forgery*): posibilitatea ca un adversar să genereze un mesaj neautentic care să treacă testul de autenticitate. Mesajul astfel produs nu trebuie să aibă un conţinut inteligibil; trebuie doar să fie acceptat de algoritmul de autentificare.
- *fals ales* (engl. *choosen forgery*): în plus faţă de falsul existent, conţinutul mesajului neautentic este (total sau în mare parte) la alegerea adversarului.

Evident, un mesaj, acceptat ca autentic o dată, va fi acceptat ca autentic şi în cazul unei repetări ulterioare. Prevenirea unor atacuri bazate pe

repetarea unor mesaje anterioare este o problemă separată şi va fi studiată în § 6.2.4.

În studiul metodelor de autentificare a mesajelor, presupunem că mesajul de transmis nu este secret. Aceasta deoarece în practică apare frecvent necesitatea ca un mesaj public să poată fi testat de oricine în privinţa autenticităţii. De exemplu, textul unei legi este o informaţie publică, dar un cetăţean ar trebui să poată verifica dacă textul ce i-a parvenit este textul autentic emis de autoritatea abilitată.

Remarcăm de asemenea că faptul că un mesaj criptat utilizând un algoritm simetric poate fi decriptat de către receptor (utilizând cheia secretă) şi este inteligibil nu e o garanţie privind autenticitatea mesajului. Într-adevăr, pentru unele metode de criptare, cum ar fi modul OFB al oricărui cifru bloc, un adversar poate opera modificări asupra textului cifrat cu efecte previzibile asupra textului clar, chiar dacă nu cunoaşte efectiv textul clar. Din acest motiv, metodele de asigurare a confidenţialităţii se separă de metodele de control a autenticităţii.

6.2.1. Funcţii de dispersie criptografice

În general (nu neapărat în criptografie), prin *funcţie de dispersie* (engl. *hash function*) se înţelege o funcţie h care asociază unui şir de biţi t, de lungime oricât de mare, o valoare întreagă într-un interval de forma $[0, 2^n)$ cu n fixat (sau echivalent, un şir de biţi de lungime n), satisfăcând condiţia că, pentru şirurile care apar in problema unde se foloseşte funcţia de dispersie, două şiruri distincte să nu aibă aceeaşi valoare a funcţiei de dispersie cu probabilitate semnificativ mai mare de 2^{-n}. Valoarea funcţiei de dispersie aplicată unui şir se numeşte *dispersia* acelui şir.

O *funcţie de dispersie criptografică* este o funcţie de dispersie care are anumite proprietăţi suplimentare, dintre cele enumerate în continuare:

1. *rezistenţa la preimagine* (engl. *preimage resistence*): dându-se $h(t)$, să fie dificil de regăsit t. Eventual, dificultatea să se păstreze chiar în cazul cunoaşterii unei părţi din t.
2. *rezistenţa la a doua preimagine* (engl. *second preimage resistence*): dându-se un şir t, să fie dificil de găsit un al doilea şir t', cu $t' \neq t$, astfel încât $h(t) = h(t')$.
3. *rezistenţa la coliziuni* (engl. *collision resistence*): să fie dificil de găsit două şiruri distincte t_1 şi t_2 ($t_1 \neq t_2$), astfel încât $h(t_1) = h(t_2)$.

De remarcat că cele trei condiţii sunt diferite. Totuşi, condiţia de rezistenţă la coliziuni implică rezistenţa la a doua preimagine. De asemenea,

majoritatea funcţiilor rezistente la coliziuni satisfac şi condiţia de rezistenţă la preimagine.

Numărul de biţi n ai dispersiei trebuie să fie suficient de mare pentru a împiedica căutarea unei coliziuni prin forţă brută. Conform paradoxului zilei de naştere, există şanse mari de găsire a unei coliziuni într-o mulţime de $2^{n/2}$ intrări. Pentru a face impractic un atac prin forţă brută, trebuie ca $n/2 \geq 64$ (şi mai bine $n/2 \geq 80$), de unde $n \geq 128$ sau mai bine $n \geq 160$.

Funcţiile de dispersie mai cunoscute sunt descrise în tabelul 6.2.

Nume	lungime	observaţii
MD5	128	Creată de Ronald Rivest în 1991. Este extrem de răspândită, însă câteva slăbiciuni descoperite recent o fac destul de nesigură.
SHA1	160	Dezvoltată de NSA (National Security Agency, SUA). Deocamdată este mai sigură decât MD5, dar are deja câteva slăbiciuni.
RIPEMD-160	160	Dezvoltată la Katholieke Universiteit Leuven în 1996.

Tabelul 6.2: Funcţii de dispersie criptografice.

6.2.1.1. Utilizarea funcţiilor de dispersie

Presupunem existenţa între emiţător şi receptor a două canale de transmitere a informaţiei: un canal principal nesigur şi un canal sigur dar cu capacitate foarte redusă. Ca exemplu practic, canalul nesigur este Internet-ul, iar canalul sigur este un bilet scris sau o convorbire telefonică.

Presupunem de asemenea că h este o funcţie de dispersie rezistentă la a doua preimagine şi preferabil rezistentă la coliziuni.

Emiţătorul unui mesaj t calculează $s = h(t)$. Apoi, transmite t prin canalul principal şi transmite s prin canalul sigur. Receptorul testează dacă $h(t) = s$. Un adversar care ar modifica t în t' ar trebui să găsească un t' cu $h(t') = h(t)$ pentru a păcăli receptorul; acest lucru este nefezabil în virtutea proprietăţii de rezistenţă la a doua preimagine a funcţiei de dispersie h.

Există situaţii practice în care t este (parţial) la dispoziţia adversarului. De exemplu, presupunem că secretara redactează un mesaj t la cererea şefului, secretara putând alege formularea exactă a mesajului t. Şeful îşi exprimă acordul asupra mesajului calculând şi trimiţând destinatarului $s = h(t)$. Dacă adversarul este secretara, ea nu se găseşte în situaţia de-a crea un t' satisfăcând $h(t') = h(t)$ pentru t fixat (adică de-a crea a doua preimagine) ci

este în situaţia de-a crea t şi t' distincte cu $h(t) = h(t')$ (adică de-a găsi o coliziune). Din acest motiv, o funcţie de dispersie utilizată pentru controlul autenticităţii mesajelor se cere să fie rezistentă la coliziuni.

Există pe sistemele Linux comenzile `md5sum` şi `sha1sum` care calculează şi afişează dispersia *md5* respectiv *sha1* a conţinutului unui fişier. Dispersia este afişată în hexa. Dacă notăm într-un loc sigur dispersia unui fişier, putem controla ulterior dacă fişierul a fost sau nu modificat între timp.

6.2.2. Funcţii de dispersie cu cheie

O *funcţie de dispersie cu cheie* (engl. *keyed hash function*), numită şi *MAC* (*message authentication code*), este o funcţie de dispersie $h_k(t)$, parametrizată cu o cheie k, având proprietatea că, pentru cineva care nu cunoaşte dinainte cheia k, este nefezabil computaţional să obţină o (nouă) pereche (s, t) în care $s = h_k(t)$, chiar dacă cunoaşte un număr de perechi (s_i, t_i) cu $s_i = h_k(t_i)$.

O funcţie de dispersie cu cheie se utilizează astfel: Mai întâi, emiţătorul şi receptorul se înţeleg asupra unei chei secrete k (de exemplu conform metodelor din § 6.3). La trimiterea unui mesaj t, emiţătorul calculează $s = h_k(t)$ şi trimite împreună perechea (s, t). Receptorul testează dacă $s = h_k(t)$.

Orice autentificare prin dispersie cu cheie este *a priori* vulnerabilă la un atac numit *atac prin reflexie*, descris în continuare. Notăm cu A şi B cele două părţi care comunică şi cu k cheia de dispersie utilizată pentru autentificarea mesajelor. Un adversar activ poate intercepta un mesaj trimis de A către B şi să-l trimită înapoi lui A. Dacă aceeaşi cheie k este utilizată pentru autentificarea ambelor sensuri de comunicaţie (şi de la A la B, şi de la B la A) şi dacă mesajele au acelaşi format, atunci A acceptă mesajul ca venind de la B. Pentru a preveni un atac prin reflexie, există două soluţii:

- Se utilizează chei distincte pentru cele două sensuri.
- Fiecare mesaj conţine numele entităţii emiţătoare. Eventual, numele entităţii nu apare efectiv în mesajul transmis, dar participă la calculul dispersiei: $s = h_k(t \cdot \mathtt{A})$ şi A trimite spre B perechea (t, s).

Argumente similare cu cele privind dimensiunea blocurilor la cifrurile bloc şi dimensiunea cheii de cifrare conduc la cerinţe pentru împiedicarea atacurilor prin forţă brută: dimesiunea cheii şi dimensiunea dispersiei de minim 64 de biţi, preferabil 80 de biţi.

O construcţie uzuală pentru funcţii de dispersie cu cheie pornind de la funcţii de dispersie rezistente la coliziuni şi rezistente la preimagine este

(conform [RFC 2104, 1997]):

$$h_k(m) = \text{hash}(K \oplus \text{opad} \cdot \text{hash}(K \oplus \text{ipad} \cdot m))$$

unde:

- $\cdot$ reprezintă concatenarea,
- $\oplus$ este operaţia *sau exclusiv*,
- hash este funcţia de dispersie criptografică (de exemplu *md5* sau *sha1*),
- K este cheia k completată la o lungime B aleasă în funcţie de anumite particularităţi ale funcţiei de dispersie de la bază; pentru *md5* şi *sha1*, B se ia de 64 de octeţi.
- ipad şi opad sunt şiruri obţinute prin repetarea de B ori a octetului cu valoarea (hexa) 36, respectiv 5C.

Rezultatul funcţiei hash se poate trunchia la lungime mai mică (notăm că funcţia de dispersie hash dă 128–160 biţi, iar pentru o dispersie cu cheie sunt suficienţi 64–80 de biţi). Trunchierea are ca avantaj micşorarea cantităţii de informaţie pusă la dispoziţia adversarului.

O construcţie uzuală pentru funcţii de dispersie cu cheie pornind de la un cifru bloc este următoarea:

- se completează mesajul la un număr întreg de blocuri;
- se execută o criptare în mod CBC cu un vector de iniţializare zero (sau iniţializat cu dispersia mesajului precedent);
- rezultatul criptării ultimului bloc se criptează utilizând o a doua cheie (cheia funcţiei de dispersie este considerată ca fiind concatenarea celor două chei de criptare), rezultând valoarea dispersiei.

6.2.3. Semnătura digitală

Semnătura digitală este o construcţie similară dispersiei cu cheie, studiată în paragraful precedent. Construcţia este însă asimetrică, utilizând chei diferite pentru crearea dispersiei (numită, în acest caz, semnătură) şi, respectiv, pentru verificare dispersiei. Astfel, relaţia dintre semnătura digitală şi dispersia cu cheie este similară cu cea dintre criptografia asimetrică şi criptografia simetrică.

O schemă de semnătură digitală are următoarele elemente:

- un algoritm prin care se poate genera aleator o pereche de chei (k_s, k_v), unde k_s este *cheia secretă* sau *cheia de semnătură*, iar k_v este *cheia publică* sau *cheia de verificare*.

- o funcţie de semnare h;
- o funcţie de verificare v.

În faza pregătitoare, autorul de mesaje semnate generează o pereche de chei (k_s, k_v) şi transmite cheia publică k_v receptorului sau receptoarelor. La transmiterea cheii publice, trebuie utilizat un canal sigur, astfel încât cheia să nu poată fi modificată în timpul transmisiei.

Autorul mesajului t crează *semnătura* $s = h_{k_s}(t)$ şi transmite perechea (s, t). Receptorul verifică dacă $v_{k_v}(t, s) = \text{true}$.

Aşa cum se vede, semnătura s depinde şi de mesajul de semnat t şi de semnatarul acestuia (mai exact de cheia k_s). Ca urmare, o semnătură nu poate fi tăiată de pe un mesaj şi plasată pe alt mesaj.

Unii algoritmi de semnătură digitală necesită un al treilea argument pentru funcţia de semnătură; acest argument trebuie să fie un număr aleator. În acest caz există mai multe semnături valide pentru un acelaşi mesaj.

O posibilitate de construcţie pentru semnătură este pe baza unui mecanism de criptare asimetric în care criptarea este bijectivă; de exemplu RSA are această proprietate. Construcţia simplificată este:

$$\begin{aligned} h_{k_s}(t) &= d_{k_s}(t) \\ v_{k_v}(t, s) &= (c_{k_v}(s) = t) \end{aligned}$$

Construcţia de mai sus se bazează pe nefezabilitatea calculului lui $s = d_{k_s}(t)$ fără cunoaşterea lui k_s. Totuşi, construcţia aceasta permite adversarului să producă un fals existent: un adversar poate alege aleator un s şi calcula $t = c_{k_v}(s)$.

O îmbunătăţire a semnăturii electronice de mai sus este să nu se aplice d_{k_s} direct asupra lui t ci asupra unei dispersii rezistente la preimagine şi la coliziuni a lui t. Metoda are două avantaje, pe de o parte că algoritmul de criptare asimetric, lent, se aplică asupra dispersiei şi nu asupra întregului mesaj (dispersia se calculează mai repede decât criptarea asimetrică), iar pe de altă parte se împiedică falsul existent deoarece chiar dacă adversarul calculează $c_{k_v}(s)$ nu poate găsi un mesaj t cu dispersia astfel fixată.

Semnătura digitală asigură nu doar autentificarea mesajelor, ci şi nonrepudiabilitatea mesajelor. Acest lucru se întâmplă deoarece cheia de semnătură este cunoscută doar de către emiţător. Ca urmare, doar emiţătorul poate genera semnătura. Prin urmare, prezenţa unei semnături verificabile atestă faptul că documentul a fost produs de emiţător. Funcţiile de dispersie cu cheie nu realizează (direct) mesaje nerepudiabile deoarece receptorul poate produce mesaje semnate la fel de bine ca şi emiţătorul.

6.2.4. Verificarea prospeţimii mesajelor

Este adesea necesar ca receptorul să poată distinge între un mesaj (autentic) „nou“ şi o copie a unui mesaj mai vechi. De exemplu, dacă mesajul cere destinatarului să execute o operaţie neidempotentă, cum ar fi să transfere o sumă de bani dintr-un cont în altul, este necesar ca destinatarul să accepte mesajul doar o singură dată.

O copie a unui mesaj „vechi“ este identică cu originalul din momentul când acesta era „nou“. Ca urmare, un test de autenticitate nu detectează niciodată vechimea mesajului.

Notăm că testul de prospeţime nu poate consta în simpla verificare dacă un mesaj este identic cu vreunul dintre mesajele anterioare. Aceasta deoarece, pe de o parte, producerea unui mesaj identic cu un mesaj anterior este perfect legitimă (de exemplu, se poate cere un nou transfer, constând în aceeaşi sumă de bani către acelaşi destinatar), iar pe de altă parte, memorarea tuturor mesajelor deja primite nu este fezabilă.

Soluţiile problemei verificării prospeţimii sunt similare cu metodele de transmisie sigură (§ 4.3), cu diferenţa că trebuie să reziste la atacuri voite, nu numai la disfuncţionalităţi întâmplătoare.

Ideea este să introducem în mesajul autentificat un „identificator de mesaj“ care să fie diferit de la un mesaj la altul şi asupra căruia să se execute de fapt testul de prospeţime. Un astfel de element se numeşte *număr unic* (engl. *nonce*, de la *number (used) once*).

Numărul unic poate fi:

un număr de ordine: Emiţătorul ţine evidenţa unui număr curent de ordine. Pentru fiecare mesaj, emiţătorul scrie numărul curent în mesaj şi incrementează apoi numărul curent. Receptorul ţine de asemenea evidenţa numărului curent de ordine. La fiecare mesaj primit, verifică dacă numărul din mesaj coincide cu numărul curent de ordine; în caz contrar mesajul nu este acceptat. După acceptarea unui mesaj, numărul curent de ordine este incrementat. Remarcăm că numărul de ordine poate fi omis din mesajul transmis efectiv; el trebuie doar să participe la calculul semnăturii mesajului.

Metoda are două neajunsuri: necesită menţinerea pe termen lung a numerelor de ordine curente şi necesită un contor separat de număr de ordine pentru fiecare partener de comunicaţie.

ora curentă: Emiţătorul scrie, în mesajul autentificat, ora curentă. Receptorul consideră mesajul proaspăt dacă ora din mesaj coincide cu ora curentă a receptorului. Din păcate, receptorul este nevoit să accepte un decalaj de cel puţin câteva zecimi de secundă, deoarece ceasurile nu sunt

perfect sincronizate şi deoarece transportul mesajului nu este instantaneu. În interiorul acestui decalaj admis, adversarul poate trimite copii ale mesajului, copii ce vor fi acceptate ca proaspete de destinatar.

Pentru corectarea acestei probleme, mecanismul se face astfel: Emiţătorul se asigură că două mesaje distincte vor avea numărul unic distinct. Pentru aceasta, fie rezoluţia marcajului de timp se face mai fină decât timpul necesar emiterii unui mesaj, fie emiţătorul mai ţine un contor care se incrementează la fiecare mesaj trimis şi făcut astfel încât să nu se reseteze înainte ca marcajul de timp să treacă la următoarea valoare. Receptorul memorează numerele unice ale mesajelor primite, pe durata cât marcajul de timp din mesaj este acceptabil de către testul de prospeţime (de exemplu, dacă mesajul este trimis la ora 08:12:45 şi testul de prospeţime acceptă un decalaj de 10 secunde, numărul unic al mesajului va fi păstrat până la ora 08:12:55). La primirea unui mesaj, receptorul verifică dacă marcajul de timp este actual (în interiorul intervalului acceptabil) şi dacă numărul unic nu este identic cu cel al unuia dintre mesajele memorate.

Utilizarea orei la verificarea prospeţimii necesită un mecanism sigur care să menţină sincronismul ceasurilor dispozitivelor care comunică.

un număr (aleator) ales de receptor: Receptorul care aşteaptă un mesaj trimite emiţătorului un număr aleator proaspăt generat. Numărul aleator trebuie să aibă cel puţin 64–80 biţi, pentru ca să nu se repete (decât cu probabilitate neglijabil de mică) şi să nu poată fi prezis de către adversar. Emiţătorul adaugă numărul la mesajul trimis. Receptorul acceptă un mesaj ca proaspăt doar dacă numărul aleator din mesaj coincide cu numărul aleator tocmai trimis. Ca şi pentru varianta cu număr de ordine, numărul aleator nu este necesar să fie inclus în mesaj; este suficient să participe la calculul semnăturii mesajului.

Neajunsul principal al metodei este necesitatea de-a transfera numărul aleator dinspre receptor spre emiţător. În plus, este necesar ca receptorul să ştie că urmează să primească un mesaj, ceea ce necesită adesea încă un mesaj (emiţătorul spune *vezi că vreau să-ţi spun ceva*, receptorul răspunde trimiţând numărul aleator şi, în final, emiţătorul trimite mesajul propriu-zis). Acest lucru face aplicarea metodei scumpă şi în anumite cazuri imposibilă — de exemplu metoda nu este aplicabilă pentru securizarea poştei electronice sau pentru protocoale de difuziune (broadcast).

În cazul unui schimb de mai multe mesaje, de exemplu o sesiune

ssh, se poate combina numărul aleator cu un număr de ordine. La deschiderea conexiunii, receptorul trimite numărul aleator. Emiţătorul include în fiecare pachet al conexiunii numărul aleator primit la deschiderea conexiunii şi numărul de ordine al pachetului.

6.2.5. Combinarea criptării, autentificării şi verificării prospeţimii

Verificarea prospeţimii unui mesaj se face pe baza unui număr unic inclus în mesaj, număr unic pe care receptorul îl verifică la primirea mesajului. Dacă numărul unic are o singură valoare validă, se poate conveni că numărul nu se transmite efectiv, însă dispersia sau semnătura se calculează ca şi când numărul ar fi parte a mesajului.

Combinarea criptării cu autentificarea se poate face în trei moduri:

- Se calculează întâi semnătura sau dispersia, iar apoi se criptează rezultatul concatenării datelor utile cu dispersia sau semnătura. Deşi nu există o slăbiciune cunoscută, unii criptografi susţin că prezenţa dispersiei în mesajul criptat ar putea oferi unui adversar o posibilitate de-a sparge criptarea [Rogaway 1995].
- Se criptează mai întâi mesajul, iar apoi se calculează dispersia sau semnătura mesajului criptat. Pentru această metodă, este necesar ca o anumită cheie pentru semnătură sau dispersie să nu se utilizeze decât cu o singură cheie de criptare. În caz contrar, este posibil ca un mesaj criptat cu o cheie să fie copiat de adversar şi trimis destinatarului după schimbarea cheii de criptare. Mesajul trece testul de autenticitate, însă, în urma decriptării cu noua cheie, rezultă un alt text clar decât cel original (vulnerabilitate de tip fals existent).
- Se criptează doar textul clar, iar apoi la textul cifrat rezultat se adaugă semnătura sau dispersia textului clar. Dacă autentificarea se face prin dispersie cu cheie, metoda nu prezintă vulnerabilităţi (în caz contrar, se poate arăta că funcţia de dispersie este vulnerabilă la fals existent). Acest mod de combinare a criptării cu dispersia cu cheie este utilizat de protocolul *ssh* versiunea 2. Dacă autentificarea se face prin semnătură digitală, metoda nu este corectă deoarece permite unui adversar care bănuieşte textul clar să verifice dacă textul clar este cel bănuit de el.

6.3. Stabilirea cheilor

În paragrafele precedente, am presupus că partenerii de comunicaţie dispun deja de cheile necesare criptării şi autentificării mesajelor transmise. În

cele ce urmează, vom studia cum se poate face ca aceste chei să fie disponibile partenerilor. Cheile respective pot fi chei pentru criptografie simetrică sau pentru autentificare prin dispersie cu cheie, caz în care cheile le vom numi *chei simetrice*, sau pot fi chei publice pentru criptografie asimetrică sau pentru semnătură digitală. Transmiterea celor două tipuri de chei au cerinţe distincte.

În cazul unei chei simetrice, acţiunea prin care cheia este generată şi făcută disponibilă partenerilor de comunicaţie se numeşte *stabilirea cheii*. Un protocol de stabilire a cheii trebuie să îndeplinească următoarele cerinţe:

- Cheia stabilită să nu poată fi cunoscută de altcineva decât de entităţile ce doresc să comunice. Acţiunea de satisfacere a acestei cerinţe poartă denumirea de *autentificarea cheilor* şi este obligatorie în orice proces de stabilire a cheilor.
- Cheia stabilită să fie proaspătă şi, eventual, să nu poată fi impusă unilateral de vreuna dintre părţi ci să fie calculată din elemente generate de fiecare dintre parteneri. Această cerinţă este utilă pentru a preîntâmpina situaţia în care un adversar, care reuşeşte să obţină o cheie mai veche, ar putea determina entităţile care comunică să refolosească acea cheie.
- Fiecare entitate ce comunică să aibă confirmarea că partenerul de comunicaţie a primit efectiv cheia. Acţiunea care verifică satisfacerea acestei cerinţe poartă denumirea de *confirmarea cheii*, iar confirmarea cheii împreună cu autentificarea cheii poartă denumirea de *autentificarea explicită a cheii*. Este posibil să nu se prevadă confirmarea cheii ca parte a protocolului de stabilire a cheii; în acest caz, începerea comunicaţiei propriu-zise cu ajutorul cheii respective constituie confirmarea cheii.

Notăm că, în anumite cazuri, autentificarea cheii stabilite se face unilateral (adică doar una dintre entităţi ştie cu certitudine ce entitate mai cunoaşte cheia negociată). În astfel de cazuri, a doua entitate fie nu are nevoie să o autentifice pe prima (de exemplu, a doua entitate este un server public), fie utilizează un mecanism de autentificare a utilizatorilor (§ 6.5).

În cazul unei chei publice, acţiunea prin care cheia este făcută disponibilă partenerilor se numeşte *certificarea cheii*. Spre deosebire de cazul cheilor simetrice, unde transmisia unei chei între partenerii de comunicaţie se face doar pentru o cheie proaspăt generată, în cazul cheilor publice se întâmplă frecvent ca o aceeaşi cheie publică să fie transmisă de mai multe ori către o aceeaşi entitate. Certificarea unei chei are următoarele cerinţe:

- Receptorul unei chei publice să poată verifica dacă cheia primită este într-adevăr cheia publică a partenerului de comunicaţie.
- Receptorul cheii să poată verifica dacă cheia mai este validă. O cheie

publică trebuie să poată fi invalidată dacă se suspectează că a fost compromisă cheia secretă corespunzătoare.

În prezenţa unui adversar, stabilirea cheilor simetrice şi certificarea cheilor publice necesită mecanisme de securizare a comunicaţiei (criptare şi autentificare).

Stabilirea cheilor sau certificarea cheilor între două entităţi care nu au deja chei care să le permită o comunicaţie securizată între ele se poate face prin două metode:

- *cu ajutorul unui terţ de încredere*: Această metodă necesită existenţa unei a treia entităţi care să poată deja comunica securizat cu fiecare din primele două şi care să prezinte încredere acestora.
- *prin intermediul unui utilizator uman* (§ 6.3.5).

După rolul lor faţă de un mecanism de stabilire a cheilor, cheile se numesc:

- *chei efemere* (engl. *ephemeral key*) sau *chei de sesiune* (engl. *session key*), utilizate pentru comunicaţia propriu-zisă între două entităţi. O cheie efemeră se utilizează pe durată scurtă, de exemplu pe durata unei conexiuni sau pentru a cripta un singur mesaj. Ea este creată special pentru o anumită ocazie şi este distrusă imediat după aceea. Deoarece, din motive de viteză, comunicaţia propriu-zisă este protejată prin criptografie simetrică şi, uneori, prin dispersie cu cheie, cheile efemere sunt chei simetrice.
- *chei de lungă durată* (engl. *long-term key*), utilizate în cadrul mecanismelor de stabilire sau certificare a cheilor. Cheile de lungă durată pot fi chei simetrice sau chei asimetrice.

Mai dăm câteva considerente practice legate de stabilirea sau certificarea cheilor:

- Numărul de chei pe care trebuie să le posede o entitate pentru a putea comunica trebuie să fie cât mai mic. Ideal, fiecare entitate dispune de o singură cheie de lungă durată, permiţând o comunicaţie securizată cu un terţ de încredere. Atunci când entitatea are nevoie să comunice cu o altă entitate, obţine, prin intermediul terţului de încredere, cheia necesară comunicării cu partenerul dorit. După utilizare, cheia respectivă poate fi ştearsă.
- Intervenţia manuală în stabilirea cheilor trebuie să fie minimă. Totuşi, un prim transport manual al unei chei este întotdeauna necesar.

- Deoarece cheile de lungă durată pot fi aflate de adversari, cheile trebuie să poată fi schimbate periodic. De asemenea, dacă un adversar înregistrează comunicaţia legată de stabilirea unei chei de sesiune şi, ulterior, obţine o cheie de lungă durată utilizată în stabilirea acelei chei de sesiune, este bine să nu poată să obţină cheia de sesiune, pentru a nu putea mai departe decripta sesiunea.

6.3.1. Stabilirea cheilor în prezenţa unui adversar pasiv

Ne vom ocupa în continuare de stabilirea unei chei de sesiune între două entităţi, A şi B, în prezenţa unui adversar pasiv şi în lipsa vreunei chei deja disponibile. Cu alte cuvinte, problema este ca A şi B să ajungă la un secret partajat printr-o comunicaţie integral la vedere.

În acest paragraf nu ne vom ocupa de situaţia în care un adversar ar putea participa activ în schimbul de mesaje. Aplicarea metodelor din acest paragraf în prezenţa unui adversar activ permite *atacul omului din mijloc* descris în § 6.3.1.3.

Există două metode utilizabile în acest scop:

- utilizarea criptografiei asimetrice,
- alte metode, dintre care cea mai cunoscută este metoda Diffie-Hellman.

6.3.1.1. Stabilirea cheilor prin criptografie asimetrică

Protocolul este următorul:

- Pregătirea: A generează o pereche de chei pentru criptografie asimetrică; cheia secretă este cheia sa de lungă durată.
- Stabilirea cheii de sesiune:
  a) A trimite lui B cheia publică a lui A.
  b) B generează aleator o cheie de sesiune k
  c) B trimite lui A cheia de sesiune k criptată cu cheia publică primită de la A
  d) A decriptează cheia transmisă de B

O variantă îmbunătăţită este ca A să aibă, pe lângă cheia (mai bine zis, perechea de chei) de lungă durată, o a doua pereche de chei pentru criptografie asimetrică care să fie regenerată periodic. A transmite lui B ambele chei publice (cheia de lungă durată şi cheia publică proaspătă), iar B criptează cheia de sesiune cu cheia proaspătă iar rezultatul îl criptează cu cheia de lungă

durată. Avantajul obţinut este că dacă un adversar obţine cheia secretă de lungă durată a lui A, dar între timp cheia proaspătă a expirat şi a fost distrusă, adversarul nu mai poate decripta comunicaţiile vechi.

Soluţia în varianta simplă este utilizată de PGP/GPG. Aici emiţătorul mesajului are rolul lui B şi receptorul are rolul lui A. Emiţătorul obţine cheia publică a receptorului, iar la trimiterea unui mesaj generează aleator o cheie de sesiune, criptează mesajul folosind cheia de sesiune şi criptează cheia de sesiune folosind cheia publică a destinatarului. Mesajul transmis conţine cele două elemente criptate.

Soluţia în varianta îmbunătăţită este aplicată de protocolul *ssh* versiunea 1. Serverul are rolul lui A, generând perechile de chei şi transmiţând clientului cele două chei publice. Clientul generează cheia de sesiune şi i-o trimite serverului criptată pe rând cu cele două chei.

6.3.1.2. Stabilirea cheii prin metoda Diffie-Hellman

Protocolul este următorul:

1. Se genenerează (pe o cale oarecare) un număr prim p mare şi un număr g;
2. A alege un număr aleator x şi calculează şi-i transmite lui B numărul
$$n_A = g^x \bmod p;$$
3. B alege un număr aleator y şi calculează şi-i transmite lui A numărul
$$n_B = g^y \bmod p;$$
4. A şi B calculează cheia de sesiune k astfel: A calculează
$$k = (n_B)^x \bmod p,$$
iar B calculează
$$k = (n_A)^y \bmod p.$$

Cheia de sesiune calculată de cei doi este aceeaşi:

$$(g^x \bmod p)^y \bmod p = (g^y \bmod p)^x \bmod p = g^{xy} \bmod p,$$

iar calcularea lui $g^{xy} \bmod p$ cunoscând doar g, n, $g^x \bmod p$ şi $g^y \bmod p$ este foarte dificilă.

Ca avantaj faţă de soluţia din paragraful precedent, nu este necesară o cheie de lungă durată. De asemenea, aplicarea metodei Diffie-Hellman este

mai rapidă decât regenerarea la fiecare mesaj a unei perechi de chei pentru un cifru asimetric. Ca dezavantaj, este necesară o comunicaţie interactivă; protocolul Diffie-Hellman nu este aplicabil transmiterii mesajelor prin poştă electronică.

6.3.1.3. Atacul man-in-the-middle

Protocoalele descrise în paragrafele 6.3.1.1 şi 6.3.1.2 sunt aplicabile doar în absenţa unui adversar activ. Un adversar activ I se poate interpune între A şi B astfel:

- comunică cu A jucând rolul lui B pentru a stabili o cheie de sesiune k_1;
- comunică cu B jucând rolul lui A pentru a stabili o cheie de sesiune k_2;
- decriptează mesajele trimise de A lui B (acestea fiind criptate cu k_1), le citeşte, eventual le modifică, după care le criptează (şi eventual le autentifică) utilizând cheia k_2.

Rezultatul atacului este că A şi B cred că comunică fiecare cu celălalt când de fapt ei comunică cu I.

Există metode, bazate pe transmiterea în fragmente a mesajelor, care împiedică forma pură a atacului man-in-the-middle; totuşi, în general, pentru ca A să-l distingă pe B de un adversar este necesar ca B să aibă o caracteristică distinctivă inimitabilă; o astfel de caracteristică este cunoaşterea unei chei secrete.

Ca urmare, în orice comunicaţie sigură trebuie să existe cel puţin un pas din iniţializare în care să se transfere o cheie între B şi A, sau între B şi un terţ de încredere şi între terţ şi A.

6.3.2. Stabilirea cheilor în prezenţa unui adversar activ

Vom studia în continuare problema stabilirii unei chei de sesiune între două entităţi, A şi B, în prezenţa unui adversar activ. În urma protocolului, cheia de sesiune trebuie să fie cunoscută doar de A şi de B şi să fie proaspătă (un adversar să nu poată impune alegerea unei chei stabilite la o execuţie anterioară a protocolului). În acest scop, presupunem că A şi B şi-au stabilit chei de lungă durată, simetrice sau asimetrice, pentru criptare şi autentificare.

Există multe protocoale de stabilire a cheilor în această situaţie. În general, aceste protocoale se construiesc astfel:

1. Fie una dintre părţi generează aleator o cheie şi o transmite criptat partenerului, fie se aplică un protocol de tipul Diffie-Hellman.
2. Fiecare parte trimite celeilalte un *nonce* (de exemplu un număr aleator).

3. Fiecare parte trimite celeilalte o semnătură sau o dispersie calculată din informaţiile de la punctele 1 şi 2.

Primul punct are ca scop obţinerea unei chei pe care să o cunoască doar părţile între care a avut loc schimbul de mesaje. Al doilea punct are rolul de-a asigura că negocierea şi, în consecinţă, cheia rezultată este proaspătă. Al treilea punct are rolul de-a asigura fiecare parte că mesajele de la punctele 1 şi 2 au fost schimbate cu partenerul dorit. Dacă verificarea semnăturii sau dispersiei de la punctul 3 eşuează, înseamnă că protocolul a fost influenţat de un adversar activ şi, în consecinţă, cheia negociată este compromisă. Este esenţial deci ca, până în momentul în care verificarea auenticităţii mesajelor transmise a fost efectuată cu succes, cheia negociată să nu fie utilizată.

Exemplul 6.5: Transmiterea unei chei prin criptare simetrică se poate face după cum urmează. Notăm cu A şi B cele două entităţi care comunică, cu K_c o cheie pentru criptare simetrică, cunoscută doar de A şi de B şi cu K_h o cheie pentru dispersie, de asemenea cunoscută doar de A şi de B.

1. A alege un număr aleator r_A şi-l transmite lui B.
2. B alege cheia de sesiune k. Apoi calculează şi transmite $x = c_{K_c}(k)$ şi $s = h_{K_h}(r_A \cdot k)$.
3. A decriptează x obţinând k şi verifică dispersia s.

De remarcat că, dacă transmisia conţinând cheia de sesiune k criptată cu cheia de lungă durată K_c este interceptată de un adversar, iar adversarul obţine ulterior cheia K_c, atunci adversarul poate decripta cheia de sesiune şi întreaga sesiune protejată cu această cheie.

Exemplul 6.6: Stabilirea cheii de sesiune prin schimb Diffie-Hellman şi autentificare prin semnătură digitală se face după cum urmează. Protocolul este, cu mici modificări, cel utilizat de *ssh* versiunea 2. În cele ce urmează, notăm cu A şi B cele două entităţi, cu g şi p baza şi modulul din schimbul Diffie-Hellman, cu K_{sA} şi K_{sB} cheile (secrete) de semnătură ale lui A şi B şi cu K_{vA} şi K_{vB} cheile (publice) de verificare corespunzătoare.

1. A alege două numere aleatoare, r_A, utilizat pentru asigurarea prospeţimii schimbului de chei, şi x_A utilizat pentru derivarea cheii prin metoda Diffie-Hellman. Apoi A transmite lui B numerele r_A şi $n_A = g^{x_A} \bmod p$ (unde g şi p sunt parametrii pentru Diffie-Hellman).
2. B procedează similar, alegând r_B şi x_B şi transmiţând r_B şi $n_B = g^{x_B} \bmod p$.
3. A transmite lui B semnătura $s_A = h_{K_{sA}}(r_A \cdot n_A \cdot r_B \cdot n_B)$.

4. analog, B transmite lui A semnătura $s_B = h_{K_{sB}}(r_B \cdot n_B \cdot r_A \cdot n_A)$.
5. A verifică semnătura s_B şi, dacă se potriveşte, calculează cheia de sesiune $k = n_B^{x_A} \bmod p$.
6. B verifică semnătura s_A şi, dacă se potriveşte, calculează cheia de sesiune $k = n_A^{x_B} \bmod p$.

6.3.3. Stabilirea cheilor cu ajutorul unui terţ de încredere

Vom studia în continuare problema stabilirii unei chei între două entităţi A şi B care nu partajează în prealabil nici un fel de cheie, în prezenţa unui adversar activ. Presupunem, în schimb, existenţa unei a treia entităţi (un *terţ de încredere*, engl. *trusted third party*), T, satisfăcând condiţiile:

- A şi T partajează chei pentru criptare şi autentificare (K_{cA}, respectiv K_{hA});
- B şi T partajează chei pentru criptare şi autentificare; (K_{cB}, respectiv K_{hB});
- A şi B au încredere în serviciile oferite de T.

T se mai numeşte *server de distribuire a cheilor* (engl. *Key Distribuţion Center* — KDC).

Mai presupunem că protocolul de stabilire a cheii este iniţiat de către A.

Ideea soluţiei este următoarea: serverul T generează aleator o cheie de sesiune, pe care o transmite lui A şi lui B. Transmisia către A este criptată şi autentificată cu cheia partajată între A şi T, iar transmisia către B este criptată şi autentificată cu cheia partajată între B şi T.

Deoarece este de presupus că T face acest serviciu pentru mai multe entităţi, pachetele transmise către A şi B trebuie să conţină şi numele lor, astfel încât, la primirea pachetului, A şi B să ştie cine este partenerul cu care comunică.

Simplificat, protocolul ar fi următorul:

1. A transmite spre T o cerere în clar prin care cere o cheie de sesiune pentru B;
2. T generează o cheie de sesiune k;
3. T transmite spre A un pachet

$$(\mathtt{A}, \mathtt{B}, c_{K_{cA}}(k), h_{K_{cA}}(k \cdot \mathtt{A} \cdot \mathtt{B}))$$

4. T transmite spre B un pachet

$$(\mathtt{A}, \mathtt{B}, c_{K_{cB}}(k), h_{K_{cB}}(k \cdot \mathtt{A} \cdot \mathtt{B}))$$

5. A decriptează cheia de sesiune k şi verifică dispersia, precum şi numele A şi B;
6. B procedează la fel ca şi A.

Protocolul de mai sus oferă doar autentificarea cheii; nu verifică şi prospeţimea acesteia. Vulnerabilitatea introdusă este dată de faptul că un adversar poate trimite mesajele de la paşii 3 şi 4 în locul serverului T pentru a forţa stabilirea unei chei vechi. Dacă adversarul reuşeşte să obţină o cheie de sesiune, el poate forţa astfel stabilirea aceleiaşi chei, compromise, în sesiunile următoare.

Pentru verificarea prospeţimii, trebuie introduse în mesaje nişte elemente de control al prospeţimii.

O primă posibilitate, exploatată de protocolul Kerberos, este adăugarea unei perioade de valabilitate. Perioada de valabilitate este adăugată în mesajele transmise în paşii 1, 3 şi 4. A şi B resping, în cadrul paşilor 5 şi 6, cheia de sesiune dacă timpul curent este în afara perioadei de valabilitate înscrise în pachete lângă cheie.

Protocolul Kerberos mai aduce câteva modificări faţă de protocolul descris mai sus, una dintre ele fiind aceea că mesajul de la pasul 4 este trimis de T lui A împreună cu mesajul de la pasul 3, urmând ca A să-l transmită către B la deschiderea conexiunii către acesta.

O a doua posibilitate, exploatată de protocolul Otway-Rees, se bazează pe numere aleatoare. Acesta prevede că A şi B transmit către T câte un număr aleator, iar T include numărul aleator transmis de A în mesajul de la pasul 3 şi numărul aleator transmis de B în mesajul de la pasul 4. A şi B verifică, în cadrul paşilor 5, respectiv 6, că numerele aleatoare incluse în mesajul autentificat de la T sunt într-adevăr numerele trimise de ele.

Utilizarea practică a stabilirii cheilor cu ajutorul unui terţ de încredere se face construind un server T care crează chei de sesiune, la cerere, pentru toate entităţile din reţea. Astfel, T partajează o cheie simetrică (de fapt, două: una pentru criptare, cealaltă pentru autetificare) cu fiecare dintre entităţile din reţea.

Într-o reţea mare, nu mai este posibil să se lucreze cu un singur server T, deoarece aceasta ar cere tuturor să aibă încredere în administratorul serverului T. Pentru stabilirea de chei între orice două entităţi în aceste

condiţii, se construieşte un sistem astfel:

- Se configurează mai multe servere de distribuire a cheilor, fiecare entitate având o cheie partajată cu unul dintre aceste servere.
- Se configurează chei partajate între câte două servere de distribuire a cheilor. Aceste chei partajate formează legături securizate între servere. Graful format de serverele de distribuire a cheilor şi de legăturile securizate trebuie să fie conex.

Atunci când o entitate A doreşte să comunice cu o entitate B, se caută un lanţ de servere, $T_1,\ldots,T_n$, astfel încât A să aibă cheie partajată cu T_1, T_1 să aibă cheie partajată cu T_2, ş. a. m. d. Apoi, se stabileşte, cu ajutorul lui T_1, o cheie între A şi T_2; cu ajutorul lui T_2 se stabileşte o cheie între A şi T_3 ş. a. m. d. până la obţinerea unei chei între A şi B.

În acest sistem, în loc să aibă toată lumea încredere într-un singur server, fiecare pereche de entităţi care doresc să comunice trebuie să aibă încredere în lanţul de servere ce participă la stabilirea cheii.

6.3.4. Certificarea cheilor publice

Presupunând că fiecare entitate are o pereche cheie secretă – cheie publică, o entitate A care doreşte să comunice cu o entitate B îşi pune problema să dobândească cheia publică a lui B. Cheia publică nu este un secret, însă trebuie ca autenticitatea ei să fie verificabilă.

Soluţia imediată este transportul cheii lui B de către un utilizator uman (vezi § 6.3.5 pentru detalii). Acest lucru nu este însă fezabil decât pentru un număr mic de chei. O soluţie aplicabilă în reţele mari constă în utilizarea certificatelor.

Un *certificat* este un ansamblu cuprinzând o cheie publică, un nume de entitate şi o semnătură a unui terţ pe ansamblul celor două. Terţul semnatar se numeşte *autoritate de certificare*. Prin semnătură, autoritatea de certificare atestă că cheia publică din certificat aparţine entităţii al cărei nume figurează în certificat.

Utilizarea certificatelor se face astfel. Dacă A nu are cheia publică a lui B, dar:

- are cheia publică a lui C dintr-o sursă sigură,
- are un certificat pentru B semnat de C, dintr-o sursă nesigură,
- are încredere în C că a verificat corect identitatea lui B înainte de a-i semna certificatul,

atunci A poate verifica semnătura lui C pe certificatul lui B şi, dacă este corectă, poate prelua cheia lui B de pe certificat.

Schema de mai sus poate cuprinde mai multe autorităţi de certificare, din care o primă autoritate a cărei cheie se obţine prin transport de către om şi un lanţ de autorităţi din care fiecare semnează certificatul următoareia.

Pentru schimbarea cheilor, în cazul compromiterii unei chei secrete, se prevăd două mecanisme:

expirarea cheilor. Un certificat are durată de valabilitate limitată; data creerii şi data expirării sunt de asemenea înscrise în certificat şi semnate de autoritatea de certificare. O entitate a cărui certificat se apropie de expirare va crea o nouă pereche de chei şi va solicita autorităţii de certificare eliberarea unui nou certificat pentru noua cheie publică. După expirare, un certificat nu mai este recunoscut de nimeni ca valid şi nu mai este folosit.

revocarea certificatelor. Se ţin, pe servere accesibile public, aşa-zise *certificate de revocare* ale certificatelor ale căror chei secrete se consideră compromise. Un certificat de revocare al unui certificat este un ansamblu cuprinzând datele de identificare ale certificatului revocat şi semnătura autorităţii de certificare a certificatului revocat asupra acelor date de identificare.

Publicarea unui certificat de revocare pentru un certificat anunţă invalidării certificatului original. O entitate care utilizează un certificat va verifica înainte, de fiecare utilizare, dacă nu există un certificat de revocare al certificatului respectiv.

Certificatul de revocare poate fi produs doar de către autoritatea de certificare emitentă sau de posesorul certificatului.

6.3.5. Transportul prin utilizatori umani

Orice protocol sigur de stabilire a cheilor are nevoie cel puţin o dată de un canal sigur bazat pe alte mijloace decât cele criptografice. Acest canal este necesar pentru transportul unei prime chei criptografice, utilizabilă pentru transportul sigur al altor chei. Acest canal sigur implică întotdeauna intervenţia omului, şi se prezintă sub una din următoarele forme:

1. Omul transportă, pe un suport amovibil (dischetă, CD, DVD, memorie flash) sau printr-o legătură ad-hoc securizată (cablu direct), o cheie de pe sistemul sursă pe sistemul destinaţie. Eventual această cheie poate fi cheia publică a unei autorităţi recunoscute, cheie înglobată într-un produs soft (de regulă browserele web au înglobate astfel de chei);
2. Omul citeşte o informaţie de pe sistemul sursă şi o introduce sau o verifică pe sistemul destinaţie. Cantitatea de informaţie astfel trans-

portabilă este mică, de ordinul câtorva sute de biţi cel mult. Metoda este greu de aplicat pentru informaţii secrete, deoarece informaţia este afişată pe ecranul sistemului sursă şi ca urmare este vizibilă persoanelor din apropiere. Informaţiile astfel transportate sunt de obicei dispersiile criptografice ale unor chei publice.

3. Omul inventează o parolă şi o introduce pe ambele sisteme. Parola este utilizată pe post de cheie secretă. Omul este utilizat atât cu rolul de canal sigur de transport, cât şi ca generator de „numere“ aleatoare.

Ne vom ocupa în continuare de aspecte privind implementarea metodelor 2 şi 3.

Metoda 2 necesită o scriere a unui şir de biţi într-o formă uşor de citit de către un om. Trebuie ţinut cont de faptul că omul nu poate fi atent simultan la un ansamblu prea mare de obiecte diferite (simboluri, grupuri de simboluri, cuvinte). Între citirile unor astfel de grupuri, omul trebuie să-şi poată lua puncte de reper pentru a şti unde a rămas. Ca urmare, un grup de cifre sau simboluri fără legătură intre ele (adică care nu constituie un cuvînt din vocabularul utilizatorului) nu trebuie să fie mai mare de 6–8 simboluri. O dispersie *md5* scrisă direct în hexa cuprinde 32 simboluri (cifre hexa); utilizatorul va avea nevoie să pună degetul pe ecran pentru a o citi. Dacă aceeaşi dispersie *md5* este scrisă ca 8 grupuri de câte 4 cifre, cu spaţiu sau alt separator între grupuri, devine mult mai uşor de citit. Pentru şiruri mai lungi, devine necesar un al doilea nivel de grupare.

O altă metodă, mai dificil de pus în practică, este transformarea şirului de biţi într-un şir de cuvinte dintr-un dicţionar standard sau într-un şir de silabe ce alcătuiesc cuvinte, probabil fără sens, dar pronunţabile. Pentru un dicţionar de 4096 cuvinte, un cuvânt codifică 12 biţi. O dispersie *md5* poate fi scrisă ca un şir de 11 cuvinte. Un astfel de şir de cuvinte poate fi memorat mai uşor decât secvanţa de 32 cifre hexa echivalentă.

Pentru a aplica metoda 3, remarcăm pentru început că o parolă inventată şi memorată de om nu poate fi utilizată direct pe post de cheie. Ideal, dacă caracterele utilizate pentru parolă sunt cele 94 caractere ASCII imprimabile, parola ar avea o entropie de 6,44 biţi pe caracter. Se estimează că un text în limbaj natural nu are mai mult de 1–2 biţi pe caracter. O parolă ce poate fi memorată rezonabil va avea o entropie cuprinsă undeva între aceste două limite. Pe de altă parte, securitatea unui sistem criptografic se bazează pe faptul că entropia cheii este de 1 bit pe cifră binară (vezi § 6.1.3). Rezultă de aici două lucruri:

- Parola trebuie trecută printr-un „concentrator de entropie“ înainte de-a fi

utilizată ca şi cheie. Acest „concentrator de entropie“ poate fi o funcţie de dispersie (nu neapărat criptografică).

- Parola trebuie să fie suficient de lungă (şi de aleator aleasă) ca să furnizeze efectiv biţii de entropie necesari. O frază în limbaj natural, utilizată pentru derivarea unei chei de 128 biţi, trebuie să aibă cam 85 litere (în jur de 20 de cuvinte).

De obicei este nerezonabil să cerem unui om să utilizeze o parolă cu entropie suficient de mare. În acest caz, micşorarea lungimii efective a cheii derivate din parolă trebuie compensată prin îngreunarea încercării cheilor de către adversar. Mai exact, protocolul ce utilizează cheia derivată din parolă trebuie modificat în aşa fel încât să nu permită unui adversar să facă încercarea exhaustivă a cheilor pe maşina lui (unde poate dispune de putere mare de calcul şi nu lasă urme) ci să trebuiască să contacteze una din maşinile care cunosc cheia (maşini care înregistrează tentativa şi pot refuza un număr prea mare de tentative în timp scurt).

Ca terminologie, distingem *tentative de spargere off-line*, în care adversarul poate verifica dacă o parolă este corectă utilizând doar echipamentele proprii, şi *tentative de spargere on-line*, în care adversarul contactează serverul atacat, încercând să deschidă o conexiune cu parola supusă verificării. Dacă o cheie nu poate fi spartă off-line, o lungime efectivă (entropie) de 30–40 biţi este suficientă. O parolă bună, în acest context, trebuie să aibă doar 5–6 cuvinte, sau, dacă conţine cifre şi punctuaţie, 10–12 caractere.

6.4. Numere aleatoare

Un sistem criptografic utilizează numere aleatoare, în diverse scopuri:

- generarea cheilor,
- generarea vectorilor de iniţializare sau a *salt*-urilor,
- generarea numerelor unice (*nonce*).

Numerele aleatoare generate trebuie să fie uniform distribuite şi independente unul de altul. În plus faţă de alte aplicaţii, numerele aleatoare pentru scopuri criptografice trebuie să nu poată fi prevăzute sau influenţate de un eventual adversar. (Condiţii similare trebuie îndeplinite de numerele aleatoare utilizate pentru jocuri de noroc cu miză serioasă.)

Există două metode utilizabile pentru generarea numerelor aleatoare:

- *generatoare fizice*, care funcţionează pe baza unor fenomene fizice suficient de aleatoare;

- *generatoare de numere pseudoaleatoare*, care produc numerele prin calcule (prin urmare, numerele generate sunt deterministe), dar algoritmul de generare „amestecă“ suficient de bine numerele pentru ca şirul de numere rezultat să pară aleator.

6.4.1. Generatoare fizice

Generatoarele fizice se împart mai departe în generatoare fizice dedicate, pe de o parte, şi dispozitive având alte scopuri, dar utilizabile pentru producerea de numere aleatoare, pe de altă parte.

Dispozitivele dedicate se pot baza pe zgomotul termic al unui rezistor, dezintegrarea unei substanţe radioactive sau curenţii de aer din interiorul carcasei unui harddisc. Dispozitivele dedicate sunt cele mai sigure şi relativ rapide. Pe de altă parte, utilizatorul este nevoit să aibă încredere că producătorul dispozitivului l-a construit corect şi nu a instalat o „uşă dosnică“, permiţându-i acestuia să prevadă numerele generate. În plus, fiind produse în serie mai mică, dispozitivele sunt relativ scumpe.

Orice dispozitiv periferic prezintă un anumit grad de nedeterminism în comportamentul său. De exemplu, să măsurăm timpul scurs între momentele în care sunt apăsate două taste consecutive şi să exprimăm printr-un număr durata respectivă. Vom constata că cifrele cele mai puţin semnificative ale numărului respectiv sunt destul de aleatoare. Prin anumite prelucrări, se poate extrage de aici un şir de numere aleatoare de calitate bună. Alte dispozitive utilizabile în acest scop sunt: mausul, o videocameră (eventual îndreptată spre o flacără sau spre o „lampă cu lavă“), placa de reţea (însă aici trebuie multă grijă, deoarece pachetele primite de placa de reţea pot fi supravegheate de adversar), un ceas (de fapt, două ceasuri independente, exploatând fluctuaţia derivei relative a celor două ceasuri).

Dispozitivele nededicate au ca avantaj preţul mai redus şi riscul mai mic de-a fi „măsluite“ de către fabricant. Debitul de biţi aleatori produşi variază însă în funcţie de utilizarea sistemului; în particular, pentru un server care nu admite utilizatori locali este dificil de obţinut un debit satisfăcător de biţi aleatori.

6.4.2. Generatoare de numere pseudoaleatoare

Un generator de numere pseudoaleatoare funcţionează astfel:

- În fiecare moment t, generatorul are asociată o *stare internă* s_t. Starea internă este o valoare dintr-o mulţime arbitrară suficient de mare.
- Atunci când este nevoie de un număr aleator, acest număr este obţinut aplicând o funcţie asupra stării interne. Numărul produs este deci $x_t =$

$f(s_t)$, unde f este o funcţie fixată.

- După producerea unui număr aleator, starea internă este modificată, pentru ca următorul număr să nu mai aibă aceeaşi valoare. Actualizarea stării interne se face pe baza unei a doua funcţii, g. Avem deci $s_{t+1} = g(s_t)$.

Dacă funcţiile f şi g „amestecă“ suficient de bine biţii, şirul pseudoaleator produs, $(x_t)_{t\in\mathbb{N}}$ are proprietăţi statistice suficient de apropiate de numerele cu adevărat aleatoare.

De remarcat că întregul şir depinde de valoarea stării iniţiale s_0 a generatorului; pentru aplicaţii non-criptografice şi pentru teste, acest lucru este bun deoarece face comportamentul programelor reproductibil.

De asemenea, trebuie remarcat că, deoarece, în practică, mulţimea stărilor interne posibile este finită, mai devreme sau mai târziu starea internă se repetă şi, ca urmare, întregul şir pseudoaleator este periodic. Perioada şirului pseudoaleator este cel mult egală cu numărul de stări interne posibile. Pentru o funcţie g cu comportament apropiat de o funcţie aleatoare sau de o permutare aleatoare, perioada şirului este de ordinul rădăcinii pătrate din numărul de stări interne posibile.

Pentru scopuri criptografice, sunt necesare câteva proprietăţi suplimentare:

- Un adversar care cunoaşte funcţiile f şi g utilizate şi cunoaşte o parte dintre elementele şirului pseudoaleator (x_t) să nu poată calcula alte elemente ale şirului pseudoaleator. O condiţie necesară pentru aceasta este ca funcţia f să fie rezistentă la preimagine. O altă condiţie necesară este ca mulţimea stărilor interne posibile să fie suficient de mare pentru ca explorarea ei prin forţă brută să nu fie posibilă practic.
- Starea iniţială s_0 trebuie să fie creată pornind de la un generator fizic. În caz contrar, starea iniţială este previzibilă pentru un adversar şi, ca urmare, întregul şir este previzibil.
- Este bine ca, dacă un adversar reuşeşte să obţină starea internă s_t, să nu poată calcula numerele pseudoaleatoare deja generate (adică $x_0 \dots x_{t-1}$). Aceast lucru este util pentru ca, dacă un adversar reuşeşte să spagră un calculator, să nu poată decripta comunicaţiile anterioare. Pentru a îndeplini această cerinţă, este necesar ca şi g să fie rezistentă la preimagine.

Generatoarele de numere pseudoaleatoare utilizate în practică nu se bazează pe generatoare fizice doar pentru starea iniţială s_0, ci modifică starea

internă şi în timpul funcţionării generatorului, pe măsură ce obţin biţi aleatori de la generatorul fizic. Acest lucru are scopul ca, dacă un adversar reuşeşte să obţină starea internă la un moment dat sau să afle starea internă iniţială, să nu poată prevedea decât o mică parte dintre numerele aleatoare produse ulterior. De asemenea, starea iniţială nu este generată la pornirea calculatorului, întrucât, de obicei, în acel moment nu sunt disponibili prea mulţi biţi aleatori de la generatoarele fizice. Starea internă este salvată la oprirea calculatorului, într-un fişier ce nu poate fi citit de utilizatorii obişnuiţi, şi reîncărcată la pornirea calculatorului.

6.4.3. Generatoare utilizate în practică

Sistemele de operare moderne oferă utilizatorului generatoare criptografice de numere aleatoare gata implementate. Acestea sunt disponibile astfel:

- Pe unele sisteme de tip unix, fişierul special `/dev/random` oferă numere aleatoare de la un generator fizic bazat pe acţiunile utilizatorului. De asemenea, fişierul special `/dev/urandom` oferă numere pseudoaleatoare utilizabile pentru aplicaţii criptografice.
- Sistemul Windows oferă funcţia `CryptGenRandom()`, declarată în fişierul antet `wincrypt.h`.

De remarcat că utilizarea unor funcţii non-criptografice pentru generarea numerelor aleatoare, cum ar fi `rand()` sau `random()` din biblioteca C standard este extrem de riscantă.

6.5. Autentificarea utilizatorilor

Prezentăm în continuare câteva utilizări ale metodelor criptografice în autentificarea utilizatorilor.

6.5.1. Stocarea parolelor

Un sistem de operare are nevoie să verifice parolele utilizatorilor ce doresc să se conecteze. Soluţia trivială este ţinerea unei baze de date cu corespondenţa nume, parolă. Această soluţie (stocarea parolelor în clar) are un dezavantaj: un adversar care reuşeşte să spargă sistemul sau un administrator indiscret poate obţine direct parolele tuturor utilizatorilor. „Recolta“ este valoroasă dacă utilizatorii folosesc aceleaşi parole şi pe alte sisteme.

O îmbunătăţire a securităţii se face prin „criptarea“ parolelor. De fapt, nu este vorba de criptare, ci de transformarea parolei printr-o dispersie

criptografică h rezistentă la preimagine. În baza de date este stocată în locul parolei p transformata parolei $s = h(p)$.

La conectarea unui utilizator, sistemul cere parola utilizatorului şi verifică, pentru parola introdusă p', dacă $h(p') = s$. Deoarece h este rezistentă la preimagine, probabilitatea ca un adversar, care nu cunoaşte parola p, să găsească o parolă p' satisfăcând $h(p') = s$ este neglijabil de mică.

Soluţia are în continuare o slăbiciune, legată de faptul că un adversar care obţine s poate obţine p printr-un dicţionar creat off-line: adversarul ia o mulţime de parole şi, pentru fiecare parolă, calculează şi memorează dispersia, obţinând astfel un dicţionar care asociază dispersiei parola corespunzătoare. Înarmat cu un astfel de dicţionar, un adversar care obţine s poate regăsi foarte rapid p dacă p era în dicţionarul încercat.

Metoda de mai sus poate fi îmbunătăţită, împiedicând crearea unui dicţionar de dispersii şi obligând adversarul să facă toată munca de spargere a parolelor după obţinerea lui s. Conform noii metode, la iniţializarea parolei, sistemul generează un număr aleator r şi scrie în fişierul de parole perechea (r, s) unde $s = h(p \cdot r)$. Verificarea parolei p' dată de utilizator se face testând dacă $s = h(p' \cdot r)$. Un adversar care ar dori să facă un dicţionar ar avea nevoie de un număr de dispersii egal cu produsul dintre numărul de parole de încercat şi numărul de valori posibile pentru r.

Notăm că, indiferent de mecanismul folosit la stocarea parolelor, un adversar ce a spart un sistem, sau un administrator indiscret, va putea întotdeauna să obţină parola cu care se conectează un utilizator la acel sistem. De exemplu, adversarul poate înlocui programul obişnuit de login cu un program care scrie undeva parola în clar. Schemele de mai sus protejează doar parolele neutilizate după momentul spargerii sistemului.

Mai notăm că, în vederea transmiterii parolei prin reţea, transformările descrise mai sus nu pot înlocui criptarea „adevărată“. Dacă, în vederea autentificării utilizatorului, serverul cere $h(p)$ (în loc de p), atunci $h(p)$ devine efectiv parola de conectare prin reţea şi orice adversar care cunoaşte $h(p)$ poate impersona utilizatorul, fără a avea nevoie de p

6.5.2. Parole de unică folosinţă

O *parolă de unică folosinţă* (engl. *One Time Password*) este o parolă care este acceptată de sistem ca fiind parolă validă cel mult o dată.

Una din aplicaţiile parolelor de unică folosinţă este conectarea la un sistem, în prezenţa unui adversar pasiv, fără a recurge la criptare. Notăm că aplicativitatea este foarte limitată:

- comunicaţia nefiind criptată, metoda este inaplicabilă dacă datele trans-

mise trebuie să rămână secrete;

- un adversar activ poate „deturna“ conexiunea după deschidere şi poate da orice comenzi în numele utilizatorului conectat.

Unul dintre sistemele de parole de unică folosinţă este descris în continuare. În cele ce urmează, h este o dispersie rezistentă la preimagine, iar $h^n(x) = h(h(\ldots h(x)\ldots))$.

1. Utilizatorul alege o *parolă primară*, de lungă durată, p.
2. La iniţializarea parolei pe sistem, sistemul generează şi afişează un număr aleator, nesecret, r. De asemenea, sistemul afişează un număr de iteraţii, n, preconfigurat (uzual $n = 10000$).
3. Utilizatorul calculează, cu ajutorul unui dispozitiv de calcul de încredere, $p_n = h^n(p \cdot r)$. Apoi transmite p_n sistemului pe care doreşte să-şi configureze autentificarea.
4. Sistemul memorează în baza de date ansamblul (p_n, n, r).
5. La prima conectare, sistemul afişează r şi $n - 1$ şi cere utilizatorului să calculeze şi să introducă parola de unică folosinţă $p_{n-1} = h^{n-1}(p \cdot r)$. Sistemul verifică parola de unică folosinţă testând dacă $h(p_{n-1}) = p_n$. Apoi sistemul înlocuieşte în baza de date (p_n, n, r) cu $(p_{n-1}, n - 1, r)$.

Un avantaj al sistemului este faptul că parola primară p este cunoscută doar de către dispozitivul utilizat pentru calculul parolelor de unică folosinţă. În particular, calculatorul care autentifică utilizatorul nu obţine niciodată şi nici nu poate deduce parola primară. Administratorul unui astfel de calculator nu poate impersona utilizatorul pe un alt calculator pe care utilizatorul utilizează aceeaşi parolă primară.

Dezavantajul sistemului, faţă de parola clasică, este că utilizatorul are nevoie de un dispozitiv de calcul în vederea calculării parolelor de unică folosinţă. Proceduri de lucru pentru utilizator pot fi:

- Utilizatorul rulează local un program pentru calculul parolelor de unică folosinţă. Această metodă este aplicabilă doar dacă utilizatorul are deplină încredere în calculatorul local.
- Utilizatorul calculează, cu ajutorul unui calculator de încredere, următoarele 4–5 parole de unică folosinţă şi le notează pe hârtie. Ca de obicei, scrierea parolelor pe hârtie implică un risc, însă aflarea parolelor de către un adversar nu permite decât deschiderea unui număr mic de sesiuni şi mai ales nu permite aflarea, de către adversar, a parolei primare.
- Utilizatorul foloseşte un dispozitiv de calcul dedicat. Aceasta este metoda cea mai sigură, dar şi cea mai scumpă.

Reţele de calculatoare

Protocoale

Radu-Lucian Lupşa

Aceasta este ediţia electronică a cărţii *Reţele de calculatoare*, publicată la Casa Cărţii de Ştiinţă, în 2008, ISBN: 978-973-133-377-9.

Cartea poate fi descărcată gratuit de la adresa
`http://www.cs.ubbcluj.ro/~rlupsa/works/retele.pdf`

Cuprins

Principii

Protocoale

Capitolul 7

Codificări de interes practic

7.1. Probleme privind reprezentarea numerelor întregi

Până aici am privit un mesaj transmis printr-o reţea ca un şir de simboluri dintr-un alfabet finit. Între simbolurile ce alcătuiesc şirul se stabileşte o *ordine*, existând un prim element al şirului, un al doilea, etc. Transmisia elementelor se face în ordinea în care apar ele în şir, primul simbol transmis fiind cel care ocupă prima poziţie din şir. Până aici am considerat că transmisia unui şir de la un dispozitiv la altul conservă ordinea între elemente.

Aşa cum vom vedea însă în paragraful de faţă, din raţiuni legate de standardizarea reprezentării numerelor întregi, transmiterea unui şir nu conservă întotdeauna ordinea elementelor. În cele ce urmează, vom examina interferenţele între reprezentarea numerelor în calculator şi ordinea simbolurilor ce alcătuiesc un mesaj. Vom oferi cititorului o perspectivă, inspirată din [Cohen 1980] şi mai puţin întâlnită în alte lucrări, asupra relaţiilor dintre biţi, octeţi şi reprezentarea numerelor.

7.1.1. Reprezentări pe biţi

În paragraful de faţă vom face abstracţie de anumite complicaţii constructive ale sistemelor de calcul reale. Vom considera reprezentări pe biţi, ignorând deocamdată aspectele legate de gruparea biţilor în octeţi şi de faptul că, în memoria calculatorului, adresele identifică octeţi şi nu biţi.

Ca urmare, rugăm cititorul să uite, pentru moment, noţiunea de *octet* (*byte*).

7.1.1.1. Bitul

Pentru reprezentarea diverselor date, alegerea unui alfabet cu două simboluri este avantajoasă din două motive. Pe de o parte, este cel mai mic alfabet posibil, ca urmare alegerea unui alfabet cu două elemente aduce o anumită simplitate şi naturaleţe construcţiei matematice. Pe de altă parte, din punct de vedere practic, al construcţiei echipamentelor fizice, dispozitive cu două stări stabile sunt mult mai uşor de construit decât dispozitive cu mai multe stări.

În scris, cele două simboluri sunt notate în mod obişnuit cu 0 şi 1. Atragem atenţia că:

- Alegerea celor două simboluri utilizate, precum şi a corespondenţei dintre starea dispozitivului fizic şi simbolul asociat, poate fi făcută oricum. Odată însă făcută o alegere, aceasta trebuie respectată de toate entităţile implicate în comunicaţie.
- Numai în unele cazuri simbolurile au rol de cifră, adică au asociate valori numerice. Valoarea numerică a unui simbol este importantă doar dacă simbolul este interpretat ca număr sau intră în reprezentarea unui număr. În restul cazurilor, este important doar să existe simboluri distincte.

Un simbol dintr-un alfabet cu două elemente se numeşte *bit*, de la *binary digit* (rom. *cifră binară*).

7.1.1.2. Şiruri de biţi

În cadrul unui şir de biţi, avem nevoie să identificăm fiecare bit al şirului. Pentru aceasta, se stabileşte o *ordine* a biţilor: avem un prim bit, un al doilea bit, etc. Trebuie remarcat însă că ordinea este o convenţie: nu există o legătură directă între ordinea convenţională a unui şir de biţi şi amplasamentul dispozitivelor fizice care memorează acei biţi. Numărul de ordine al unui bit, în cadrul acestei ordini convenţionale, se numeşte în mod obişnuit *poziţia* (sau, eventual, *adresa* sau *deplasamentul*) bitului. Numerotarea poziţiilor se face de obicei începând de la 0 sau de la 1; în cele ce urmează vom utiliza numerotarea de la 0.

La transmiterea unui şir de biţi, este natural ca primul bit transmis, considerând ordinea cronologică, să fie primul bit al şirului (poziţia 0). La memorarea unui şir într-o memorie cu acces direct (memorie RAM sau fişier pe disc), este natural ca în celula cu adresa cea mai mică, dintre celulele alocate şirului, să fie plasat primul bit al şirului (bitul de pe poziţia 0). În acest fel, *primul bit* al unui şir înseamnă, simultan, bitul de pe poziţia (convenţională) 0, bitul transmis primul (cronologic) şi bitul memorat la adresa cea mai mică.

7.1.1.3. Reprezentarea pe biţi a numerelor întregi

Reprezentarea numerelor naturale prin şiruri de biţi se bazează pe ceea ce matematicienii numesc *reprezentare poziţională în baza 2*, pe care o presupunem cunoscută. În reprezentarea într-o bază de numeraţie, distingem cifra unităţilor, având ponderea $2^0 = 1$, cifra de pondere $2^1 = 2$ (în baza zece s-ar numi cifra zecilor; pentru baza 2 nu avem un nume), cifra de pondere $2^2 = 4$, etc.

Există două alegeri posibile cu privire la legătura dintre ponderile cifrelor în număr şi poziţiile lor în şir:

1. *Primul bit al şirului este cifra de pondere maximă.* Aceasta alegere este identică celei utilizate în scrierea numerelor în limbile „obişnuite“ (indo-europene), cu scriere de la stânga spre dreapta. Se mai numeşte *big endian*.

   În această schemă de reprezentare, un şir de biţi $b_0 b_1 \ldots b_{n-1}$ reprezintă numărul

   $$b_0 \cdot 2^{n-1} + b_1 \cdot 2^{n-2} + \ldots + b_{n-1} \cdot 2^0.$$

2. *Primul bit al şirului este cifra de pondere 1.* Această reprezentare este asemănătoare scrierii numerelor în limbile semite (araba şi ebraica, cu scriere de la dreapta spre stânga şi unde numerele sunt scrise tot cu cifra unităţilor în dreapta). Se mai numeşte *little endian*.

   Această alegere are avantajul unei scrieri mai simple a relaţiei dintre valoarea numărului şi şirul de biţi: valoarea unui număr reprezentat pe n biţi este

   $$b_0 \cdot 2^0 + b_1 \cdot 2^1 + \ldots + b_{n-1} \cdot 2^{n-1}.$$

Fiind două scheme de reprezentare distincte, dacă un sistem transmite un număr în reprezentare *little endian*, iar celălalt sistem interpretează şirul de biţi primit ca fiind într-o reprezentare *big endian*, receptorul „înţelege“ alt număr decât cel transmis de emiţător. Ca urmare, orice protocol care specifică transmitere binară a numerelor trebuie să precizeze dacă se utilizează o reprezentare *little endian* sau una *big endian*.

Exemplul 7.1: Fie şirul de biţi 11001, în care am scris primul bit (în sensul din § 7.1.1.2) pe poziţia cea mai din stânga.

Dacă acest şir este reprezentarea *big endian* a unui număr, numărul respectiv este 25. Dacă reprezentarea a fost făcută în format *little endian*, numărul este 19.

Este important de remarcat că distincţia dintre schema de reprezentare *big endian* si schema *little endian* există numai acolo unde pe de o parte avem o ordine a a biţilor dată de adresele lor în memorie sau de ordinea cronologică la transmiterea lor prin mediul fizic, iar pe de altă parte fiecare bit are o anumită pondere în reprezentarea unui număr întreg.

7.1.2. Reprezentări pe octeţi

În paragraful precedent, am ignorat în mod deliberat noţiunea de *octet* (*byte*) şi am presupus că, în memorie, fiecare bit ar avea o adresă individuală. Vom studia, în continuare, problemele legate de gruparea, în cadrul sistemelor de calcul reale, a biţilor în octeţi şi de faptul că, în general, ordinea biţilor în octeţi nu este vizibilă programatorului.

7.1.2.1. Octeţi

În memoria calculatoarelor, biţii sunt grupaţi în grupuri de dimensiune fixă, în mod obişnuit câte 8 biţi. Un astfel de grup se numeşte *octet* (denumire intrată pe filieră franceză) sau *bait* (adaptare a englezescului *byte*).

Un octet poate fi privit în două moduri distincte:

- ca un şir de 8 biţi,
- ca un număr întreg cuprins între 0 şi 255.

Echivalenţa între aceste două moduri de-a privi un octet este o problemă ce necesită multă atenţie. Dacă identificăm biţii după ponderile lor, există o corespondenţă biunivocă între un astfel de grup de 8 biţi şi un număr întreg între 0 şi 255. Dacă însă identificăm biţii după poziţia lor în şirul de 8 biţi (bitul 0, bitul 1,..., bitul 7), atunci corespondenţa biunivocă între număr şi şir de biţi există doar după ce am stabilit o corespondenţă între poziţia unui bit în şir şi ponderea sa (*big endian*, *little endian* sau eventual o corespondenţă mai complicată).

După modul în care se identifică biţii unui octet în definiţia operaţiilor efectuate de diverse componente ale unui sistem de calcul, operaţiile se pot împărţi în trei categorii:

1. *Operaţii pentru care biţii se identifică după pondere* sau, echivalent, octetul este privit ca număr. Aici se încadrează operaţiile aritmetice şi operaţiile de deplasare pe biţi. De remarcat că operaţiile *deplasare la stânga* (engl. *shift left*), respectiv *deplasare la dreapta* (engl. *shift right*) pot fi descrise în termeni de operaţii aritmetice: deplasarea la stânga este o înmulţire cu 2, iar deplasarea la dreapta este o împărţire la 2. În acest context, „spre stânga“ şi „spre dreapta“ înseamnă spre poziţiile cu pondere mai mare, respectiv mai mică, neavând nici o legătură cu

primele sau cu ultimele poziţii. Aceste operaţii sunt efectuate de unitatea aritmetică din microprocesorul calculatorului.

2. *Operaţii pentru care biţii sunt identificaţi după numărul lor de ordine* sau, echivalent, octetul este privit ca un şir arbitrar de biţi, fără a avea asociată o valoare numerică. Aici intră transmiterea bit cu bit (transmitere serială) a unui octet. Această operaţie este efectuată de placa de reţea şi de alte adaptoare seriale (de exemplu, adaptoarele USB). Tot aici s-ar încadra, dacă ar exista, o operaţie de obţinere sau de modificare a unui bit (al octetului) identificat prin numărul său de ordine. O asemenea operaţie nu este oferită, în mod normal, într-un sistem de calcul — nu există o instrucţiune care să extragă, de exemplu, bitul numărul 5 dintr-un octet.
3. *Operaţii care pot fi definite fie identificând biţii după ponderea lor, fie identificând biţii după numărul lor de ordine.* În această categorie se încadrează transmiterea unui octet ca un tot unitar, verificarea egalităţii a doi octeţi şi operaţiile logice pe bit (*şi*, *sau*, *sau exclusiv* şi negaţia).

   Pentru oricare dintre aceste operaţii, dacă definim operaţia identificând biţii după numărul lor de ordine, efectul ei asupra valorii numerice a octetului nu depinde de corespondenţa aleasă între poziţiile biţilor şi ponderile lor.

În aceste condiţii, în interiorul unui calculator, biţii din cadrul unui octet sunt identificaţi după ponderea lor. În construcţia calculatorului, proiectantul are grijă ca atunci când un bit având, într-un modul al calculatorului, o anumită pondere este transferat către alt modul al calculatorului, să ajungă acolo pe o poziţie cu aceeaşi pondere.

La transmisia unui octet între două sisteme de calcul, mecanismele de transmisie sunt astfel construite încât să transmită valoarea octetului. Întrucât, prin mediul fizic al reţelei, biţii sunt transmişi secvenţial, biţii unui octet sunt aici identificaţi prin numărul lor de ordine in cadrul transmisiei. Pentru a păstra valoarea octetului în timpul transmisiei prin mediul reţelei, corespondenţa dintre numărul de ordine al unui bit şi ponderea sa (*little endian* sau *big endian*) trebuie să facă parte din specificaţiile protocolului de nivel fizic al reţelei.

Numerotarea biţilor unui octet intervine, de asemenea, în descrierea unor scheme de reprezentare a datelor unde un număr este reprezentat pe un grup de biţi ce nu formează un număr întreg de octeţi. Este cazul schemelor de reprezentare pentru structuri de date ce conţin câmpuri de 1 bit, 2 biţi, 12 biţi, etc. Şi aici este necesar să se specifice dacă numerotarea biţilor este *little*

endian sau *big endian*. Mai multe detalii despre astfel de reprezentări vor fi studiate în § 7.1.2.4.

7.1.2.2. Şiruri de octeţi

Ca şi în cazul biţilor (vezi § 7.1.1.2), şi cu octeţii putem construi şiruri. În cadrul unui şir de octeţi, octeţii sunt aşezaţi într-o ordine, existând un prim octet (numerotat ca octetul 0), al doilea octet (poziţia 1), etc. La transmisia printr-o legătură în reţea, primul octet al şirului este, cronologic, primul octet transmis. La memorare, primul octet este cel memorat la adresa cea mai mică.

În virtutea celor două moduri de-a privi un octet, un şir de n octeţi poate fi, la rândul lui, privit ca:

- un şir de $8n$ biţi,
- un şir de n numere, fiecare cuprins între 0 şi 255.

Pentru a putea privi un şir de n octeţi ca un şir de $8n$ biţi, este necesar să avem o numerotare, bine definită, a biţilor în cadrul unui octet. Rezultă un şir de biţi în care între poziţia p_B a unui bit în şirul de $8n$ biţi, poziţia p_{BO} a bitului în cadrul octetului în care se găseşte şi poziţia p_O a acelui octet în şirul de octeţi are loc relaţia:

$$p_B = 8 \cdot p_O + p_{BO}. \tag{7.1}$$

Relaţia de mai sus are această formă simplă dacă se utilizează numerotare de la 0; pentru numerotarea de la 1, forma relaţiei e mai complicată.

Transmiterea unui şir de octeţi printr-o conexiune, precum şi memorarea şirului într-un fişier pe disc urmată de citirea lui înapoi în memorie, păstrează ordinea şi valorile octeţilor din şir. Valorile octeţilor sunt păstrate dacă privim octeţii ca numere între 0 şi 255; dacă privim octeţii ca şiruri de 8 biţi, valorile octeţilor se păstrează numai dacă pe ambele sisteme utilizăm aceeaşi corespondenţă între numerele de ordine şi ponderile biţilor.

7.1.2.3. Reprezentarea numerelor pe un număr întreg de octeţi

Cel mai mare număr ce poate fi reprezentat pe un octet este 255, ceea ce este mult prea puţin pentru majoritatea aplicaţiilor. Pentru a putea reprezenta numere din intervale mai largi, sunt necesare scheme de reprezentare pe mai mult de 8 biţi. Schemele cele mai simple sunt cele care utilizează un număr întreg de octeţi; acestea vor fi prezentate în continuare. Schemele de reprezentare ce utilizează şiruri de biţi ce nu formează neapărat un număr întreg de octeţi vor fi studiate în § 7.1.2.4.

Deoarece un octet are valoarea între 0 şi 255, putem considera fiecare octet ca fiind o cifră în baza 256. Reprezentarea unui număr printr-un şir de octeţi se face ca reprezentare poziţională în baza 256. Există două reprezentări posibile:

- *little endian*: primul octet are ponderea 1, al doilea octet are ponderea 256, al treilea octet are ponderea $256^2 = 65536$, etc.
- *big endian*: primul octet are ponderea 256^{n-1} (unde n este numărul de octeţi ai reprezentării), al doilea octet are ponderea 256^{n-2} ş. a. m. d., penultimul octet are ponderea 256, iar ultimul octet are ponderea 1.

Reamintim că prin *primul octet* înţelegem octetul care este transmis primul, în ordine cronologică, de la un dispozitiv la altul şi, totodată, octetul memorat la adresa cea mai mică.

Exemplul 7.2: Descriem mai jos reprezentarea numărului 300 în schemele de reprezentare *little endian* şi *big endian*, pe 2 şi pe 4 octeţi. Pentru fiecare dintre aceste patru scheme de codificare, este dat şirul de octeţi ce reprezintă numărul 300.

poziţie octet (nr. ordine)	Valorile octeţilor pentru diverse reprezentări			
	2 octeţi big endian	2 octeţi little endian	4 octeţi big endian	4 octeţi little endian
0	1	44	0	44
1	44	1	0	1
2	—	—	1	0
3	—	—	44	0

De exemplu, în cadrul reprezentării pe 2 octeţi în format *big endian*, valoarea numărului reprezentat se regăseşte ca valoarea octetului 0 înmulţită cu 256 plus valoarea octetului 1, anume: $1 \cdot 256 + 44 = 300$. În cadrul reprezentării pe 4 octeţi în format *little endian*, octetul 0 are ponderea $256^0 = 1$, octetul 1 are ponderea $256^1 = 256$, octetul 2 are ponderea $256^2 = 65536$, iar octetul 3 are ponderea $256^3 = 16218368$. Valoarea numărului reprezentat este

$$44 \cdot 1 + 1 \cdot 256 + 0 \cdot 256^2 + 0 \cdot 256^3 = 300$$

Unitatea aritmetică a calculatorului poate efectua operaţii aritmetice asupra numerelor reprezentate pe 2 octeţi sau, pentru unele calculatoare, pe 4 sau 8 octeţi. Pe unele calculatoare, unitatea aritmetică lucrează cu numere reprezentate după sistemul *big endian*; pe alte calculatoate, unitatea

aritmetică cere reprezentare *little endian*. După acest criteriu, calculatoarele ale căror unităţi aritmetice lucrează cu numere reprezentate pe mai mult de un octet se împart în calculatoare *little endian* şi calculatoare *big endian*.

Variabilele de tip întreg, în majoritatea limbajelor de programare, sunt reprezentate pe 2, 4 sau 8 octeţi, în ordinea fixată de unitatea aritmetică.

Este posibilă utilizarea, pentru anumite variabile întregi, a unei reprezentări diferite de cea a unităţii aritmetice. De asemenea, se pot utiliza reprezentări pe mai mulţi octeţi decât permite unitatea aritmetică. La manipularea acestor variabile, programatorul trebuie să aibă în vedere că operaţiile aritmetice „normale“ fie nu pot fi executate deloc, fie nu se efectuează corect asupra lor. Astfel de numere se manipulează, de obicei, prelucrând separat fiecare octet.

La memorarea pe disc sau la transmiterea printr-o conexiune, trebuie stabilit printr-un standard dacă se utilizează un format *little endian* sau *big endian*, precum şi numărul de octeţi pe care se reprezintă fiecare număr memorat sau, respectiv, transmis. Majoritatea protocoalelor pentru Internet prevăd formate *big endian* pentru numerele întregi transmise. Multe dintre formatele de fişiere prevăd formate *little endian*. Există şi formate (de exemplu, formatul TIFF pentru imagini, formatele UTF-16 şi UTF-32 pentru texte) care permit emiţătorului să aleagă formatul dorit şi prevăd un mecanism prin care emiţătorul informează receptorului despre alegerea făcută.

Dacă formatul de pe disc sau de pe conexiune coincide cu formatul unităţii aritmetice locale, un program poate transfera direct şiruri de octeţi între o variabilă întreagă locală şi fişierul de pe disc sau, respectiv, conexiunea spre celălalt calculator. Dacă formatul de pe disc sau de pe conexiune este invers faţă de cel local, un program care transferă date trebuie să inverseze ordinea octeţilor imediat înainte de scrierea pe disc sau de trimiterea pe conexiune, precum şi imediat după citirea de pe disc sau recepţionarea de pe conexiune.

7.1.2.4. Reprezentarea numerelor pe un şir arbitar de biţi

Ne vom ocupa în continuare de metode de reprezentare, pentru numere întregi, în care biţii ce intră în reprezentarea unui număr nu formează neapărat un număr întreg de octeţi. O astfel de schemă este o generalizare a schemei prezentate în paragraful precedent.

O astfel de metodă de reprezentare se bazează pe reprezentarea numerelor în baza 2 (vezi şi § 7.1.1.3). Pentru ca o astfel de schemă să fie complet definită, este necesar să fie stabilită (standardizată) corespondenţa dintre poziţia fiecărui bit din reprezentare şi ponderea asociată. În descrierea

unei astfel de scheme de reprezentare, trebuie precizate trei lucruri:

- dacă reprezentarea numărului prin şirul de biţi se face după metoda *big endian* sau *little endian*;
- dacă numerotarea biţilor în cadrul fiecărui octet se face începând de la bitul de pondere 1 (adică valoarea octetului este reprezentată după schema *little endian*) sau începând de la bitul de pondere 128 (adică valoarea octetului este reprezentată după schema *big endian*).
- dacă numerotarea biţilor în cadrul şirului de biţi se face după relaţia (7.1) sau după o altă metodă.

Într-o schemă de reprezentare „raţională“, la primele două puncte se utilizează fie formatul *big endian* pentru amândouă, fie formatul *little endian* pentru amândouă, iar la punctul al treilea se utilizează relaţia (7.1).

Rezultă astfel două metode coerente:

- *big endian.* În această metodă, numerotarea biţilor începe cu cel mai semnificativ bit al primului octet, iar după cel mai puţin semnificativ bit al primului octet urmează cel mai semnificativ bit al celui de-al doilea octet. Orice număr, indiferent pe câţi biţi s-ar reprezenta, se reprezintă în format *big endian.*
- *little endian.* În această metodă, numerotarea biţilor începe cu cel mai puţin semnificativ bit al primului octet, iar după cel mai semnificativ bit al primului octet urmează cel mai puţin semnificativ bit al celui de-al doilea octet. Orice număr, indiferent pe câţi biţi s-ar reprezenta, se reprezintă în format *little endian.*

În cadrul acestor două metode, dacă reprezentăm un număr folosind un şir de biţi ce formează un număr întreg de octeţi, formatele de reprezentare rezultate coincid cu formatele de reprezentare pe octeţi studiate în paragraful precedent.

Exemplul 7.3: Considerăm o schemă de reprezentare pentru două numere întregi, a şi b, în care a se reprezintă pe 4 biţi şi b se reprezintă pe 12 biţi. În total avem $4 + 12 = 16$ biţi, adică 2 octeţi.

Dacă alegem metoda *big endian*, schema de reprezentare va utiliza cei mai semnificativi 4 biţi ai primului octet pentru a-l reprezenta pe a, ceilalţi 4 biţi ai primului octet vor fi cei mai semnificativi 4 biţi ai lui b, iar cel de-al doilea octet va conţine cei mai puţin semnificativi 8 biţi din b. Această schemă de reprezentare este ilustrată în figura 7.1, cu valori concrete $a = 11$ şi $b = 300$.

Dacă alegem metoda *little endian*, schema de reprezentare va utiliza cei mai puţin semnificativi 4 biţi ai primului octet pentru a-l reprezenta pe a, ceilalţi 4 biţi ai primului octet vor fi cei mai puţin semnificativi 4 biţi ai lui b,

iar cel de-al doilea octet va conţine cei mai semnificativi 8 biţi din b. Această schemă de reprezentare este ilustrată în figura 7.2, cu valori concrete $a = 11$ şi $b = 300$.

b_0	b_1	b_2	b_3	b_4	b_5	b_6	b_7	b_8	b_9	b_{10}	b_{11}	b_{12}	b_{13}	b_{14}	b_{15}
1	0	1	1	0	0	0	1	0	0	1	0	1	1	0	0

(a) Reprezentarea privită ca şir de biţi

Nr. octet	Valoare (binar)								Valoare (zecimal)
	c_0	c_1	c_2	c_3	c_4	c_5	c_6	c_7	
0	1	0	1	1	0	0	0	1	177
1	0	0	1	0	1	1	0	0	44

(b) Valorile octeţilor. La scrierea valorilor biţilor în octet (coloana din mijloc) s-a utilizat convenţia obişnuită, de-a scrie cifrele mai semnificative în stânga.

Figura 7.1: Reprezentare *big endian* pentru numărul 11 pe 4 biţi urmat de numărul 300 reprezentat pe 12 biţi (exemplul 7.3).

b_0	b_1	b_2	b_3	b_4	b_5	b_6	b_7	b_8	b_9	b_{10}	b_{11}	b_{12}	b_{13}	b_{14}	b_{15}
1	1	0	1	0	0	1	1	0	1	0	0	1	0	0	0

(a) Reprezentarea privită ca şir de biţi

Nr. octet	Valoare (binar)								Valoare (zecimal)
	c_7	c_6	c_5	c_4	c_3	c_2	c_1	c_0	
0	1	1	0	0	1	0	1	1	203
1	0	0	0	1	0	0	1	0	18

(b) Valorile octeţilor. La scrierea valorilor biţilor în octet (coloana din mijloc) s-a utilizat convenţia obişnuită, de-a scrie cifrele mai semnificative în stânga.

Figura 7.2: Reprezentare *little endian* pentru numărul 11 pe 4 biţi urmat de numărul 300 reprezentat pe 12 biţi (exemplul 7.3).

Un alt exemplu în care avem de-a face cu numere reprezentate pe şiruri arbitrare de biţi este legat de aşa-zisa *codificare în baza 64*, descrisă în § 7.4.2.

7.1.3. Probleme privind reprezentarea lungimii şirurilor

Oridecâteori se transmite un şir de obiecte, este necesar ca receptorul să poată determina numărul de obiecte transmise. Acest lucru este valabil

indiferent de natura obiectelor: biţi, octeţi, cifre zecimale, caractere ale unui text, numere în cadrul unui şir de numere.

Există trei metode de a face ca receptorul să poată determina numărul de obiecte ce-i sunt transmise:

- *Numărul de obiecte este fixat.* În acest caz, indiferent de valorile datelor ce se transmit, numărul de obiecte transmise este acelaşi. Metoda este utilizată frecvent la memorarea unui şir în memoria RAM sau pe disc, deoarece permite alocarea de la început a memoriei pentru reprezentarea lui şi permite accesul direct la datele memorate după şirul în discuţie. Dezavantajul principal al metodei este acela că dimensiunea fixată trebuie astfel aleasă încât să fie suficientă în orice caz ce poate să apară la execuţie. De asemenea, trebuie să existe o valoare potrivită pentru poziţiile „neutilizate“ din şir; de exemplu, în reprezentarea numerelor, poziţiile cele mai semnificative se completează cu zerouri.

  Deoarece la transmisia printr-o conexiune nu se poate pune problema accesului direct (adică altfel decât secvenţial) la date, metoda este puţin utilizată în transmisia datelor prin reţea. Şiruri de lungime fixă se utilizează la reprezentarea binară a numerelor.
- *Numărul de obiecte este transmis separat, în faţa şirului.* Această metodă uşurează munca receptorului, care ştie exact ce să astepte şi poate aloca memorie pentru recepţionarea datelor. În schimb, munca emiţătorului este complicată prin faptul că acesta trebuie să cunoască de la început numărul de obiecte din şir. Acest fapt face metoda inaplicabilă în anumite situaţii.

  Transmiterea de la început a numărului de obiecte este utilizată, de exemplu, de protocolul *HTTP* (§ 11.3.2) la transmiterea, de către server, a conţinutului paginii cerute de client. Serverul transmite întâi numărul de octeţi ai paginii şi apoi şirul de octeţi ce formează pagina.
- *După ultimul obiect din şirul propriu-zis, se transmite o valoare specială, cu rol de* terminator. Această metodă uşurează munca emiţătorului, care poate să înceapă transmiterea şirului înainte de-a şti câte elemente are, în schimb îngreunează munca receptorului, care trebuie să citească elementele şirului unu câte unu şi să verifice dacă nu a întâlnit terminatorul. De asemenea, trebuie fixată valoarea terminatorului, care trebuie să fie o valoare reprezentabilă în formatul pentru element, dar care nu apare niciodată ca valoare a unui element valid.

  Metoda este utilizată frecvent în transmiterea unui şir de caractere. Rolul de terminator poate fi acordat caracterului *null* (caracterul cu codul ASCII zero), caracterului *newline* (sfârşit de rând), caracterului

spaţiu, etc. Orice alegere s-ar face, caracterul sau caracterele astfel alese pentru a marca sfârşitul unui şir nu pot să apară în şirul propriu-zis. Ca urmare, transmiterea unui fişier cu conţinut arbitrar (şir de octeţi cu valori arbitrare) nu se poate face prin metoda cu terminator (decât dacă un octet al fişierului se codifică pe mai mult de 8 biţi).

7.1.4. Alte metode de reprezentare a numerelor întregi

Schemele de reprezentare (formatele) pentru numere întregi, studiate în § 7.1.2.3 şi § 7.1.2.4, se numesc formate binare. Pe lângă formatele binare, pentru reprezentarea numerelor întregi se mai utilizează următoarele tipuri de formate:

- Formatul *text*. În cadrul acestui format, reprezentarea numărului este un text format din caracterele corespunzătoare cifrelor reprezentării zecimale (obişnuite) a numărului.
- Formatul *binar-zecimal*, numit şi *BCD* din engl. *binary coded decimal*. În cadrul acestui format, numărul este reprezentat mai întâi în baza 10, iar apoi fiecare cifră zecimală este reprezentată pe 4 biţi conform metodelor din § 7.1.2.4.

Descriem puţin mai pe larg reprezentarea numerelor în format text, deoarece o astfel de reprezentare se utilizează frecvent în protocoalele în reţea. Motivul principal al utilizării formatului text este uşurinţa depanării aplicaţiilor ce utilizeaza astfel de protocoale: comunicaţia poate fi înregistrată într-un fişier şi examinată cu un program obişnuit pentru vizualizarea fişierelor text.

În format text, se utilizează convenţiile de reprezentare a numerelor în textele scrise: se începe cu cifra cea mai semnificativă, numărul de cifre este variabil (depinde de valoarea numărului) şi prima cifră (cea mai semnificativă) scrisă nu este zero, cu excepţia cazului numărului 0 care se reprezintă ca o singură cifră zero.

Fiecare cifră se reprezintă ca un caracter, fiind necesară mai departe o schemă de reprezentare a textelor (vezi § 7.2). În cazul codificării ASCII, reprezentarea fiecărei cifre ocupă exact un octet. De remarcat însă că, în acest caz, cifra 0 nu se reprezintă ca un octet cu valoarea 0, ci ca un octet având ca valoare codul ASCII pentru caracterul „`0`“; acesta este 48 (sau, echivalent, 30_{16}).

Deoarece lungimea reprezentării este variabilă, este necesar să fie transmisă sub o formă sau alta informaţia privind lungimea reprezentării numărului (numărul de cifre). În acest scop, în reprezentările text, numerele sunt separate de obicei prin spaţii, caractere *tab*, caractere *newline* etc.

Exemplul 7.4: Redăm mai jos reprezentările text ASCII terminat cu spaţiu, BCD *big endian* pe 4 octeţi şi BCD *little endian* pe 4 octeţi, pentru numărul 300. Valorile octeţilor sunt scrise în baza 2, bitul cel mai semnificativ fiind scris în stânga.

poziţie octet (nr. ordine)	Valorile octeţilor		
	text ASCII	BCD *big endian*	BCD *little endian*
0	00110011	00000000	00000000
1	00110000	00000000	00000011
2	00110000	00000011	00000000
3	00100000	00000000	00000000

7.2. Codificarea textelor

Prin text înţelegem aici un text scris în limbaj natural sau într-un limbaj de programare, fără formatare avansată.

Un text este văzut în general ca o succesiune de *caractere*. Caracterele sunt în principal literele din alfabetul limbii în care este scris textul, semne de punctuaţie, cifre şi diferite alte semne grafice. Nu se face distincţie între diferitele variante de-a scrie o aceeaşi literă (litere „normale“, cursive („italice“), adline („bold“), etc).

Pe lângă caracterele grafice, descrise mai sus, sunt definite *caractere de control*, având rolul de a marca puncte (locuri) în cadrul textului sau fragmente din text. Utilizări ale caracterelor de control sunt, de exemplu, trecerea la rând nou sau interzicerea trecerii la rând nou (ruperea rândului) într-un anumit punct.

Un aspect discutabil legat de alegerea setului de caractere este dacă o literă cu un semn diacritic este cazul să fie caracter distinct faţă de litera simplă din care provine sau să fie format din caracterul corespunzător literei respective fără semne diacritice şi un caracter de control care să marcheze semnul diacritic adăugat. În aceeaşi idee, s-ar putea face şi distincţia dintre literele mari (majuscule) şi literele mici (minuscule) corespunzătoare tot pe baza unor caractere de control cu rol de modificator.

Operaţiile efectuate asupra textelor, care trebuie să fie permise de codificarea aleasă, sunt în principal următoarele:

- afişarea textului;
- concatenarea unor texte sau alte operaţii de sinteză;

- căutarea unui cuvânt, extragerea unor cuvinte sau unor fragmente de text şi diverse alte operaţii de analiză a textului;
- sortarea alfabetică.

De notat că regulile de sortare alfabetică sunt complexe şi depind de limbă. De exemplu, în limba română, literele cu diacritice sunt considerate imediat după literele fără diacritice. Următoarele cuvinte sunt sortate alfabetic: *sac*, *suc*, *şiret*; de notat că orice cuvânt ce începe cu *ş* este sortat după toate cuvintele ce încep cu *s*. În franceză, însă, literele cu diacritice sunt considerate, în prima fază, echivalente cu cele fără diacritice, intervenind în ordinea alfabetică doar pentru cuvinte care diferă doar prin diacritice. Exemplu: *été*, *être*, *étude*; de notat că apar amestecate cuvinte ce încep cu *é* şi *ê*.

Majoritatea codificărilor sunt bazate pe reprezentarea una după alta a literelor (caracterelor) ce formează cuvintele textului.

Codificările caracterelor sunt de obicei descrise în două etape. În prima etapă, fiecărui caracter îi este asociat un număr întreg pozitiv, numit *codul caracterului*. În a doua etapă, fiecărui cod de caracter îi este asociată o codificare ca şir de biţi sau ca şir de octeţi.

Pentru o schemă de codificare trebuie aşadar specificate trei elemente:

- setul de caractere;
- numerotarea (codificarea) caracterelor;
- reprezentarea pe biţi sau pe octeţi a codurilor caracterelor.

7.2.1. Codificarea ASCII

Codificarea (codul) ASCII este codificarea cea mai des întâlnită pentru texte.

Setul de caractere cuprinde 128 caractere dintre care:

- 33 de caractere de control;
- caracterul *spaţiu* (considerat de unii ca fiind caracter imprimabil şi de alţii ca fiind caracter de control);
- 94 de caractere imprimabile, cuprinzând: 52 de litere (cele 26 litere ale alfabetului latin, cu cele două forme, majuscule şi minuscule) cele 10 cifre zecimale şi un număr de 32 de semne de punctuaţie şi alte simboluri.

Codurile asociate caracterelor ASCII sunt cuprinse între 0 şi 127, caracterele de control primind codurile 0–31 şi 127, spaţiul are codul 32, iar

(celelalte) caractere imprimabile au codurile cuprinse între 33 şi 126. Pentru a uşura sortarea alfabetică, codurile sunt grupate astfel:

- literele mari de la 65 (41 hexa) pentru `A` la 90 (5A hexa) pentru `Z`;
- literele mici de la 97 (61 hexa) pentru `a` la 122 (7A hexa) pentru `z`;
- cifrele de la 48 (30 hexa) pentru `0` la 57 (39 hexa) pentru `9`.

De remarcat şi că diferenţa dintre codul oricărei litere mici şi codul literei mari corespunzătoare este 32 (20 hexa).

Pentru reprezentarea unui caracter ASCII sunt necesari doar 7 biţi, însă cel mai adesea un caracter ASCII se reprezintă pe un octet, al cărui cel mai semnificativ bit este întotdeauna 0.

Datorită faptului că pe de o parte caracterele ASCII se reprezintă pe un octet, iar pe de altă parte că dintre caracterele de control multe nu sunt utilizate deloc în majoritatea aplicaţiilor, rămân multe coduri reprezentabile (cca. 140) care nu sunt utilizate. Se poate extinde setul de caractere, asociind noilor caractere coduri între 128 şi 255 sau coduri între 0 şi 31 a căror caractere corespunzătoare nu sunt folosite efectiv. Toate aceste codificări rezultate se numesc generic *seturi ASCII extinse*.

7.2.2. Codificările ISO-8859

ISO-8859 este o familie de coduri, construite toate ca extensii (alternative) ale codificării ASCII.

Fiecare cod din familie cuprinde câte 256 caractere: cele 128 caractere ASCII, plus 128 de caractere alese pentru a acoperi alfabetul câte unui grup de limbi. Limbile acoperite de câteva dintre codificările ISO-8859 sunt:

- ISO-8859-1, alfabetul latin pentru limbile din vestul Europei;
- ISO-8859-2, alfabetul latin pentru limbile din estul Europei;
- ISO-8859-5, alfabetul chirilic;
- ISO-8859-6, alfabetul arab;
- ISO-8859-7, alfabetul grecesc;
- ISO-8859-8, alfabetul ebraic.

Codurile asociate caracterelor sunt codurile din codificarea ASCII pentru cele 128 de caractere din setul ASCII şi numere de la 128 la 255 pentru caracterele suplimentare.

Reprezentarea pe octeţi pentru un text ISO-8859-n se face cu câte un octet pentru fiecare caracter, octetul conţinând codul caracterului.

Fiecare cod din familie este extensie a codului ASCII în sensul că mulţimea caracterelor din fiecare astfel de cod include mulţimea caracterelor

Caracter	Cod (hexa)	Caracter	Cod (hexa)
Ă	C3	ă	E3
Â	C2	â	E2
Î	CE	î	EE
Ş	AA	ş	BA
Ţ	DE	ţ	FE

Tabelul 7.1: Caracterele cu diacritice din alfabetul limbii române şi codificările ISO-8859-2 corespunzătoare

ASCII şi codurile asociate caracterelor comune cu setul ASCII coincid cu codurile ASCII. Ca urmare, un text ASCII este întotdeauna interpretat corect ca text ISO-8859-n. Pe de altă parte, un text scris în ISO-8859-n şi interpretat ca ISO-8859-m va fi evident interpretat greşit.

Ordinea numerică a codurilor din oricare dintre codificările ISO-8859 este diferită de ordinea alfabetică. În general, în ordinea alfabetică, literele cu diacritice îşi au locul imediat lângă literele similare fără diacritice; în codificările ISO-8859-1 sau ISO-8859-2, de exemplu, literele cu diacritice au codurile mai mari de 128 în vreme ce literele fără diacritice au coduri între 65 şi 123.

7.2.3. Codificările Unicode

Unicode este un set de caractere ce se doreşte să cuprindă litere din toate scrierile de pe Pământ. Numărul de caractere din unicode este limitat, datorită modurilor de codificare definite, la aproximativ un milion (mai exact, la $110000_{16} = 1114112$). Nu toate aceste coduri sunt definite în prezent, codurile încă nedefinite putând fi definite în versiuni următoare ale standardului.

Codurile unicode sunt numere de la 0 la $2^{20} + 2^{16} - 1$. Codurile de la 0 la 127 corespund aceloraşi caractere ca şi în codificarea ASCII.

Reprezentarea codurilor unicode ca şiruri de octeţi poate fi făcută în mai multe moduri. Cele mai răspândite codificări sunt:

- *UTF-8* este o codificare de lungime variabilă, între 1 şi 4 octeţi pentru un caracter;
- *UTF-16*, *UTF-16LE*, *UTF-16BE* sunt codificări de lungime variabilă, 2 sau 4 octeţi pentru un caracter;
- *UTF-32*, *UTF-32LE*, *UTF-32BE* sunt codificări de lungime fixă, de 4 octeţi pentru fiecare caracter.

Caracter	Cod *unicode* (hexa)	Cod *unicode* (zecimal)	UTF-8 (hexa)
Ă	102	258	C4 82
ă	103	259	C4 83
Â	C2	194	C3 82
â	E2	226	C3 A2
Î	CE	206	C3 8E
î	EE	238	C3 AE
Ș	218	536	C8 98
ș	219	537	C8 99
Ț	21A	538	C8 9A
ț	21B	539	C8 9B
Ş	15E	350	C5 9E
ş	15F	351	C5 9F
Ţ	162	354	C5 A2
ţ	163	355	C5 A3

Tabelul 7.2: Caracterele cu diacritice din alfabetul limbii române şi codificările *unicode* corespunzătoare. Notă: caracterele *Ş*, *ş*, *Ţ* şi *ţ* au câte două forme utilizate: una cu virgulă dedesupt, cealaltă cu sedilă. Conform normelor stabilite de Academia Română, forma corectă este cea cu virgulă. Codificarea formei cu virgulă a fost standardizată mai recent, motiv pentru care multe documente utilizează încă forma cu sedilă.

7.2.3.1. Codificarea UTF-8

Corespondenţa de la codul caracterului la şirul de octeţi este dată în tabelul 7.3.

Valorile lui c (în baza 16)	reprezentarea UTF-8 (în baza 2)
0–7F	$0c_7c_6c_5c_4c_3c_2c_1c_0$
80–7FF	$110c_{10}c_9c_8c_7c_6$ $10c_5c_4c_3c_2c_1c_0$
800–FFFF	$1110c_{15}c_{14}c_{13}c_{12}$ $10c_{11}c_{10}c_9c_8c_7c_6$ $10c_5c_4c_3c_2c_1c_0$
10000–1FFFFF	$11110c_{20}c_{19}c_{18}$ $10c_{17}c_{16}c_{15}c_{14}c_{13}c_{12}$ $10c_{11}c_{10}c_9c_8c_7c_6$ $10c_5c_4c_3c_2c_1c_0$

Tabelul 7.3: Codificarea UTF-8. c reprezintă codul *unicode* al caracterului; $c_{20} \dots c_0$ reprezintă cifrele reprezentării binare a lui c, cu c_{20} reprezentând cifra cea mai semnificativă şi c_0 cea mai puţin semnificativă. Codificarea există doar pentru $0 \leq c < 2^{21}$.

De remarcat că schema pentru coduri mari (de exemplu, schema pentru c între 80_{16} şi $7FF_{16}$) poate fi principial aplicată şi la coduri mai mici (de exemplu, pentru $c = 41_{16}$, rezultând doi octeţi, $C1_{16}$ urmat de 81_{16}). O astfel de codificare este însă interzisă de standard pentru a asigura unicitatea codificării UTF-8.

Codificarea UTF-8 permite recuperarea sincronismului (dacă receptorul pierde câţiva octeţi poate regăsi unde începe un caracter nou), deoarece fiecare caracter nou începe cu un octet cuprins între 0 şi 127 sau între 192 şi 255, iar ceilalţi octeţ din codificarea unui caracter sunt cuprinşi între 128 şi 191. O altă proprietate este că lungimea codificării UTF-8 a unui caracter poate fi determinată după citirea primului octet.

7.2.3.2. Codificările UTF-16

Codificarea UTF-16 este descrisă în două etape: într-o primă etapă, codul *unicode* este transformat într-unul sau două numere de câte 16 biţi, iar în a doua etapă fiecare astfel de număr este scris ca 2 octeţi consecutivi.

Caracterele cu codul *unicode* între 0 şi $D7FF_{16}$ sau între $E000_{16}$ şi $FFFF_{16}$ se scriu ca un singur întreg pe 16 biţi.

Caracterele cu codul *unicode* între 10000_{16} şi $10FFFF_{16}$ se scriu ca doi întregi de câte 16 biţi astfel: Mai întâi, din codul *unicode* se scade 10000_{16}, rezultând o valoare între 0 şi $FFFFF_{16}$ (20 biţi). Primul întreg de 16 biţi se formează punând cifrele 110110 urmate de primii 10 din cei 20 de biţi. Al doilea întreg se formează punând cifrele 110111 urmate de ultimii 10 din cei 20 de biţi. De exemplu, codul *unicode* 10302_{16} se scrie ca doi întregi astfel: $D83C_{16}$ $DF02_{16}$.

Într-o a doua etapă este definită scrierea fiecărui întreg de 16 biţi ca un şir de doi octeţi. Există două modalităţi de a reprezenta fiecare astfel de întreg, începând de la octetul mai semnificativ (de rang mai mare) sau începând de la octetul mai puţin semnificativ. Pentru a reflecta aceste variante diferite de alegere, există trei codificări distincte numite generic *UTF-16*:

- *UTF-16LE*: Primul octet este cel mai puţin semnificativ (*little endian*);
- *UTF-16BE*: Primul octet este cel mai semnificativ (*big endian*);
- *UTF-16*: Ordinea octeţilor poate fi fie *big endian*, fie *little endian*, la alegerea emiţătorului. Primul caracter codificat trebuie să fie caracterul cu codul FEFF_{16} (definit iniţial ca fiind un caracter de control ce interzice ruperea în rânduri în acel punct, dar este utilizat în prezent doar ca marcaj pentru identificarea ordinii octeţilor). Ordinea octeţilor este dedusă de receptor prin examinarea primilor doi octeţi: dacă aceştia sunt FE_{16} urmat de FF_{16}, înseamnă că ordinea octeţilor este *big endian*; dacă este FF_{16} urmat de FE_{16}, înseamnă că ordinea octeţilor este *little endian*.

7.2.3.3. Codificările UTF-32

Codificarea UTF-32 constă în codificarea fiecărui caracter ca un întreg pe 32 de biţi, reprezentat la rândul lui ca un şir de 4 octeţi. Ca şi în cazul codificărilor *UTF-16*, există trei codificări *UTF-32*:

- *UTF-32LE*: Primul octet este cel mai puţin semnificativ (*little endian*);
- *UTF-32BE*: Primul octet este cel mai semnificativ (*big endian*);
- *UTF-32*: Ordinea octeţilor poate fi fie *big endian*, fie *little endian*, la alegerea emiţătorului. Primul caracter codificat trebuie să fie caracterul cu codul $FEFF_{16}$. Ordinea octeţilor este dedusă de receptor prin examinarea primilor patru octeţi: dacă aceştia sunt 0, 0, FE_{16}, FF_{16}, înseamnă că ordinea octeţilor este *big endian*; dacă este FF_{16}, FE_{16}, 0, 0, înseamnă că ordinea octeţilor este *little endian*.

7.3. Reprezentarea datei şi orei

Determinarea datei şi orei producerii unui eveniment, precum şi memorarea sau transmiterea acestora, sunt operaţii frecvente într-o reţea de calculatoare.

Problema reprezentării datei şi orei este mult mai dificilă decât pare la prima vedere. Din acest motiv, vom începe prin a studia ce se poate înţelege

prin „ora curentă“, iar apoi vom vedea ce scheme de reprezentare ale datei şi orei există şi ce avantaje şi dezavantaje aduce fiecare dintre ele.

7.3.1. Măsurarea timpului

Există două metode utilizate pentru indicarea timpului curent (datei şi orei curente):

- pe baza unor fenomene astronomice, anume alternanţa zi-noapte (în termeni astronomici, *ziua solară mijlocie*), alternanţa anotimpurilor (*anul tropic*) şi, eventual, fazele lunii (*luna sinodică*);
- pe baza unui fenomen fizic repetabil, de exemplu oscilaţia unui pendul sau vibraţia unui cristal de cuarţ.

Prima variantă este de interes practic imediat pentru sincronizarea activităţilor umane. Are însă complicaţii inerente legate de următoarele fapte:

- alternanţa zi-noapte nu este simultană pe tot Pământul ci este decalată pe longitudine;
- anul, luna şi ziua sunt incomensurabile (rapoartele duratelor lor sunt numere iraţionale);
- anul, luna şi ziua nu au durate constante (fenomenele corespunzătoare nu sunt perfect periodice) şi nici măcar previzibile exact (în special rotaţia Pământului are neuniformităţi imprevizibile datorate redistribuirii masei în interiorul Pământului).

A doua variantă măsoară direct timpul ca mărime fizică şi oferă avantaje atunci când avem de determinat ordinea cronologică a unor evenimente sau de calculat duratele de timp dintre ele. Timpul (fizic) a ajuns să poată fi definit independentă de mişcarea Pământului doar după dezvoltarea, începând cu anii 1950, a ceasurilor atomice, mai precise decât mişcările Pământului. Măsurarea timpului se face pe baza *secundei* definite în Sistemul Internaţional de unităţi (SI) ca *9192631770 de perioade ale oscilaţiei corespunzătoare tranziţiei între cele două nivele hiperfine ale stării fundamentale a atomului de cesiu 133*.

Ca urmare a acestor complicaţii, există mai multe standarde de măsurare şi reprezentare a timpului:

Timpul atomic internaţional (TAI) este dat de numărul de secunde SI scurse de la un anumit moment ales ca reper. Secundele TAI se grupează în minute, ore, zile, etc.

Timpul universal UT1 este de fapt măsura unui anumit unghi, legat de rotaţia Pământului, exprimată în unităţi de timp (24 h în loc de 360°). (Unghiul respectiv este unghiul orar, pentru un observator aflat

pe meridianul 0°, al soarelui mijlociu.) Curge neuniform datorită neuniformităţii mişcării de rotaţie a Pământului; după media ultimilor câţiva ani, 24 h UT1 este aproximativ 86400,002 s SI.

Timpul universal coordonat (UTC) este bazat pe secunda SI, dar gruparea secundelor în zile este modificată pentru a menţine diferenţa dintre UT1 şi UTC la sub o secundă.

Astfel, o zi UTC normală are 24 ore a 60 minute a 60 secunde SI fiecare, adică 86400 s. Dacă UT1−UTC se apropie de −1 s, se adaugă o secundă de corecţie (engl. *leap second*) la o zi, astfel încât acea zi UTC are 86401 s, proces aproape echivalent cu a muta UTC cu o secundă înapoi. În acest scop, ultimul minut al zilei are 61 de secunde în loc de 60, după ora 23:59:59 urmează, la o secundă, 23:59:60 şi abia după încă o secundă ora 0:00:00 a zilei următoare. Dacă UT1−UTC se apropie de 1 s, se elimină o secundă din ultimul minut al unei zile, astfel că la o secundă după 23:59:58 urmează ora 0:00:00 a zilei următoare. Din anul 1972 (de la introducerea UTC în forma actuală) până în 2008 au fost adăugate 23 de secunde de corecţie şi nu a fost eliminată nici una. A 24-a secundă de corecţie se va adăuga la sfârşitul anului 2008, astfel încât ziua de 31 decembrie 2008 va avea 86401 secunde. Datorită unei diferenţe iniţiale de 10 s între TAI şi UTC, diferenţa TAI−UTC este în prezent de 33 s.

Timpul legal în fiecare ţară este definit fie pe baza UT1, fie pe baza UTC (diferenţa este neglijabilă pentru uzul practic), ca fiind UTC (sau UT1) plus sau minus un anumit număr de ore şi uneori şi fracţiuni de oră (exemplu, India are ora legală UTC+5h30min).

În ţările în care există oră de vară, la trecerea de la ora de iarnă la cea de vară şi invers, diferenţa dintre ora legală şi UTC creşte, respectiv scade, cu o oră (de notat că UTC nu are oră de vară). De exemplu, ora legală în România este UTC+2 h în timpul iernii (din ultima duminică din octombrie până în ultima duminică din martie) şi UTC+3 h în timpul verii.

Ora suplimentară introdusă la trecerea de la ora de vară la cea de iarnă nu are notaţie distinctă, de tipul secundelor de corecţie din UTC. Ca urmare, la trecerea de la ora de vară la ora de iarnă, există perechi de momente de timp care sunt notate la fel şi ca urmare ora legală este ambiguă. Exemplu: dacă prin trecerea de la ora de vară la cea de iarnă ora 4:00:00 devine 3:00:00, atunci notaţia 3:30:00 poate corespunde la două momente de timp, ora de vară 3:30:00 (la 30 min înaintea schimbării orei) şi ora de iarnă 3:30:00 (la 30 min după schimbarea orei).

Pentru gruparea zilelor în unităţi mai mari, în special în ani, sunt utilizate mai multe sisteme (calendare):

Calendarul gregorian , introdus în anul 1582 şi în vigoare în România din anul 1924, este calendarul actual. Anii bisecţi (de 366 de zile) sunt anii cu numărul anului divizibil cu 4, cu excepţia celor divizibili cu 100 fără a fi divizibili cu 400. Ani bisecţi sunt 1600, 2000, 2400 etc; ani nebisecţi divizibili cu 100 sunt 1700, 1800, 1900, 2100, 2200 etc. Durata medie a anului gregorian este 365,2425 zile, ceva mai lung decât anul tropic de aproximativ 265,2422 zile.

Calendarul iulian , predecesorul calendarului gregorian, introdus în anul 45 î.e.n. şi având regula mai simplă cum că sunt bisecţi toţi anii cu număr divizibil cu 4. Este utilizat adesea de istorici pentru a data şi evenimente dinainte de anul 45 î.e.n., caz în care el este numit *calendar iulian proleptic*. Cu o durată medie a anului de 365,25 zile, calendarul iulian rămâne în urmă cu 1 zi la aproximativ 128 de ani.

Ziua iuliană este un simplu număr ce arată numărul de zile scurse de la o dată de referinţă. Acest sistem este utilizat frecvent în astronomie deoarece permite uşor calculul duratelor dintre două date; din acelaşi motiv reprezintă o schemă potrivită pentru reprezentarea datei în calculator. Există în două variante. Prima, JD (*julian day*), are ca referinţa data de 1 ianuarie 4713 î.e.n. conform calendarului iulian proleptic, la amiaza UT1. Momentul respectiv este JD 0,0, miezul nopţii următoare este JD 0,5, etc. Cealaltă, MJD (*modified julian day*), are ca referinţă 17 noiembrie 1858 ora 0, adică este JD$-$2400000,5 .

7.3.2. Obiectivele în alegerea reprezentării timpului în calculator

De obicei, operaţiile ce trebuiesc efectuate asupra reprezentării timpului sunt:

1. Citirea sau scrierea timpului ca oră legală conform calendarului gregorian în formatul obişnuit, precum şi efectuarea de operaţii aritmetice de genul adunării sau scăderii unei durate formale (exemplu: mâine la aceeaşi oră; aceasta înseamnă în mod obişnuit peste 24 de ore, dar poate însemna peste 23 sau 25 de ore dacă intervine trecerea de la ora de iarnă la cea de vară sau invers).
2. determinarea ordinii cronologice a două momente de timp;
3. determinarea exactă, ca timp fizic, a duratei între două momente de timp,

4. pentru aplicaţii speciale, citirea sau afişarea timpului în alte formate (timpul legal al altui fus orar, UTC, TAI, JD, etc).

Punctul 1 este cerut de toate sistemele. Punctul 2 este important pentru foarte multe aplicaţii şi rezolvarea lui corectă interzice mutarea ceasului înapoi. Punctul 3 este important în aplicaţiile în timp real; de asemenea, funcţionarea ceasului sistem presupune, în mod repetat, adunarea unei durate de timp la un moment de timp.

Reprezentarea directă a orei legale, sub forma an, lună, zi, oră, minut, secundă, fracţiuni de secundă, rezolvă simplu punctul 1. Ea ridică însă probleme la punctul 2 dacă sunt implicate calculatoare aflate pe fusuri orare distincte sau dacă se efectuează operaţii în intervalul de o oră în jurul trecerii de la ora de vară la cea de iarnă; pentru tratarea corectă a acestor cazuri este necesar să se ştie, despre fiecare oră, pe ce fus orar este considerată şi care sunt regulile privind ora de vară. Punctul 3 ridică, pe lângă problemele comune cu cele legate de punctul 2, complicaţii legate de saltul cu o oră înainte la trecerea de la ora de iarnă la ora de vară şi calculele legate de calendar; de asemenea, pentru calcule exacte ale duratelor, sunt necesare informaţii cu privire la secundele de corecţie.

Reprezentarea orei UTC permite determinarea ordinii cronologice şi a duratelor fără a necesita date despre fusurile orare sau regulile privind ora de vară, în schimb aceste date sunt necesare la conversia între reprezentarea UTC şi timpul legal.

Reprezentarea TAI ca număr de unităţi de timp scurse de la un anumit moment fixat rezolvă extrem de simplu punctele 2 şi 3 în schimb mută dificultăţile la rezolvarea punctului 1.

7.3.3. Formate utilizate în practică

Deoarece într-o reţea pot fi prezente calculatoare situate pe fusuri orare distincte, aproape orice format util în reţea fie transmite direct ora UTC sau TAI, fie transmite suficientă informaţie pentru ca receptorul să poată calcula uşor ora UTC.

7.3.3.1. Formatul utilizat de poşta electronică

Pentru poşta electronică (§ 11.1), reprezentarea datei se face ca text şi conţine, în ordine:

- opţional ziua din săptămână, ca prescurtare de 3 litere din limba engleză),
- ziua, ca număr între 1 şi 31,
- luna, ca şir de trei litere, prescurtare din engleză,

- anul, ca şir de 4 cifre,
- ora, totdeauna ca 2 cifre, între 00 şi 23,
- minutul, ca două cifre, între 00 şi 59,
- opţional, secunda, ca două cifre între 00 şi 60,
- diferenţa dintre ora legală conform căreia a fost scrisă data şi ora UTC; aceasta este dată ca 4 cifre, 2 pentru numărul de ore şi 2 pentru numărul de minute, cele patru cifre fiind precedate de semnul + sau −. Componentele datei sunt separate printr-un amestec de virgule, spaţii şi caractere *două puncte*.

De exemplu, data:

```
Thu, 25 Oct 2007, 17:22:19 +0300
```

înseamnă că la momentul scrierii mesajului ora locală a expeditorului era joi, 25 octombrie 2007, ora 17:22:19 şi că ora respectivă este cu 3 ore în avans faţă de UTC. Ca urmare, ora UTC la acel moment era 14:22:19.

Data considerată în acest exemplu este plauzibilă conform orei legale a României, în 25 octombrie 2007 fiind încă în vigoare ora de vară care este cu 3 ore în avans faţă de UTC.

Orele astfel specificate sunt uşor de comparat şi nu există ambiguităţi legate de trecerea de la ora de vară la cea de iarnă. De exemplu, un mesaj trimis înainte de trecerea la ora de iarnă ar fi datat

```
Sun, 28 Oct 2007, 03:40 +0300
```

urmat la jumătate de oră, după trecerea la ora de iarnă, de

```
Sun, 28 Oct 2007, 03:10 +0200
```

7.3.3.2. ISO-8601 şi RFC-3339

ISO-8601 este o standardizare a modului de scriere ca text a datei şi orei. Standardul fiind foarte complex, a apărut RFC-3339 care cuprinde cazurile mai utile şi mai frecvent folosite din ISO-8601.

RFC-3339 prevede reprezentarea datelor astfel:

- anul, ca patru cifre (nu sunt admise prescurtări de genul 07 pentru 2007),
- luna, ca 2 cifre (01 pentru ianuarie, 12 pentru decembrie),
- ziua, ca 2 cifre (de la 01 până la 31 sau mai puţin, în funcţie de lună).

Cele trei componente sunt separate prin liniuţe (ISO-8601 permite şi alipirea lor):

```
2007-10-28
```

Ora se reprezintă prin 2 cifre pentru oră (00–23), 2 cifre pentru minut (00–59), două cifre pentru secundă (00–60, în funcţie şi de prezenţa unei secunde de corecţie), eventual fracţiunile de secundă şi eventual specificarea fusului orar. Ora, minutul şi secunda sunt separate prin *două puncte*, fracţiunile de secundă se separă de câmpul pentru secunde prin *punct*, iar specificarea fusului orar se face printr-un semn plus sau minus urmat de două cifre pentru numărul de ore diferenţă urmat de caracterul *două puncte* şi încă două cifre pentru numărul de minute diferenţă. Exemplu:

```
21:12:58.342+02:00
```

reprezintă acelaşi moment de timp, dar pe alt fus orar, cu

```
14:12:58.342-05:00
```

Data şi ora se specifică împreună punând litera `T` între ele:

```
2007-10-28T14:12:58.342-05:00
```

7.3.3.3. Timpul POSIX

În sistemele de tip UNIX (conforme standardului POSIX), reprezentarea timpului este făcută printr-un număr întreg considerat de obicei că reprezintă numărul de secunde scurse de la 1 ianuarie 1970 ora 0:00 UTC. Ora UTC în formatul obişnuit se obţine grupând secundele în minute, ore, zile, luni şi ani conform regulilor obişnuite. De fapt, numărul dat ca dată nu este exact numărul de secunde scurse de la 1 ianuarie 1970, ci diferă de acesta prin numărul de secunde de corecţie adăugate pentru menţinerea în sincronism a UTC cu rotaţia Pământului. De aceea, „timpul unix“ are salturi înapoi de câte o secundă la fiecare introducere a unei astfel de secunde de corecţie. Timpul POSIX este reprezentat în mod obişnuit ca întreg cu semn pe 32 de biţi, şi ca urmare valoarea cea mai mare ce poate fi reprezentată corespunde datei de 19 ianuarie 2038, ora 3:14:07 UTC.

7.3.3.4. TAI 64

TAI 64 este un standard ce presupune reprezentarea timpului ca număr de secunde, incluzând secundele de corecţie. Numărul de secunde este reprezentat pe 63 de biţi (plus un bit rezervat), cu valoarea 2^{62} corespunzând datei de 1 ianuarie 1970 ora 0 TAI. Intervalul de timp reprezentabil este imens, de ordinul a 10^{11} ani.

Pentru aplicaţii ce au nevoie de rezoluţie mai bună de o secundă, standardul prevede încă două câmpuri de câte 32 de biţi (total 128 de biţi), reprezentând respectiv numărul de nanosecunde şi de attosecunde (valori între 0 şi $10^9 - 1$).

7.4. Recodificări

Este necesar uneori să codificăm un şir mai mult sau mai puţin arbitrar de octeţi sub forma unui şir de caractere supus unor restricţii. Astfel de situaţii apar:

- La trimiterea fişierelor ataşate la mesajele de poştă electronică, întregul mesaj, inclusiv partea ce cuprinde fişierele ataşate, trebuie să îndeplinească anumite restricţii, între altele, să nu conţină caractere ASCII de control cu excepţia perechilor *carriage return–line feed* de la finalul fiecărui rând, să nu aibă rânduri prea lungi, etc. Pe de altă parte, fişierele ataşate pot fi fişiere binare cu conţinut arbitrar.
- La stocarea în fişiere text a unor informaţii reprezentate natural ca şir arbitrar de octeţi, de exemplu la stocarea în fişiere text a unor chei de criptare, semnături electronice, etc.
- În limbaje de programare, la scrierea în şirurile de caractere a unor caractere cu rol special, ca de exemplu a ghilimelelor (care în mod normal sunt interpretate ca terminatorul şirului de caractere).

În astfel de situaţii, este necesar să se codifice un şir arbitrar de octeţi (fiecare octet poate lua orice valori între 0 şi 255) pe un alfabet constând în litere, cifre şi câteva simboluri speciale. Deoarece numărul de simboluri disponibile este mai mic decât numărul de valori posibile ale octeţilor, un octet nu se va putea codifica numai pe un singur caracter.

7.4.1. Codificarea hexazecimală

Codificarea hexazecimală prevede ca fiecare octet să se reprezinte pe două caractere, fiecare caracter putând fi din mulţimea cuprinzând cifrele zecimale (0–9) şi literele *A–F*.

Exemplu: şirul de octeţi 120, 0, 23, 45, 20 se scrie: `7800172D14`.

Uneori, în şirul de cifre hexa se inserează spaţii sau caractere *newline* pentru lizibilitate sau pentru evitarea rândurilor foarte lungi.

Deoarece un caracter se reprezintă de obicei pe un octet, prin această recodificare rezultă o dublare a lungimii şirului.

7.4.2. Codificarea în baza 64

Codificarea *în baza 64* codifică un şir de 3 octeţi cu valori arbitrare ca un şir de 4 caractere din mulţimea cuprinzând literele mari, literele mici, cifrele şi caracterele `+`, `/` şi `=`.

Codificarea se face în modul următor:

1. Şirul iniţial de octeţi se completează la un multiplu de 3 octeţi prin adăugarea a 0, 1 sau 2 octeţi cu valoarea 0.
2. Se formează un şir de 24 de biţi punând unul după altul cei câte 8 biţi din fiecare octet; din fiecare octet se începe cu bitul cel mai semnificativ.
3. Şirul de 24 de biţi se împarte în 4 grupuri de câte 6 biţi.
4. Fiecare şir de 6 biţi se consideră ca fiind un număr cuprins între 0 şi 63, considerând primul bit din şir ca fiind cel mai semnificativ.
5. Fiecare număr obţinut la pasul anterior se reprezintă printr-un caracter. Cele 64 de valori posibile, de la 0 la 63, se reprezintă ca: litere mari (0→`A`, 25→`Z`), litere mici (26→`a`, 51→`z`), cifre (52→`0`, 61→`9`) şi caracterele `+` şi `/` (62→`+`, 63→`/`). Dacă o valoare 0 provine din biţi 0 proveniţi integral dintr-un octet completat la pasul 1, în loc de `A` se scrie `=`.

De exemplu, şirul de octeţi 120, 0, 23, 45, 20 devine şirul de biţi

01111000 00000000 00010111 00101101 00010100 00000000

ultimul octet fiind adăugat la pasul 1. Şirul de biţi se regrupează

011110 000000 000000 010111 001011 010001 010000 000000

rezultând şirul de numere „în baza 64“: 30, 0, 0, 23, 11, 17, 16, 0, care se codifică `eAAXLRQ=`

7.4.3. Codificări bazate pe secvenţe de evitare

Recodificările prin secvenţe de evitare sunt utilizate în situaţia în care majoritatea octeţilor sau caracterelor din textul de recodificat sunt codurile unor caractere ce se regăsesc în alfabetul în care se face recodificarea. În această situaţie, este favorabil ca, pe cât posibil, octeţii sau caracterele din textul de recodificat să fie codificate prin ele însele, în special pentru ca textul să poată fi înţeles (parţial, cel puţin) de către un utilizator uman direct în forma recodificată.

Recodificarea se face astfel. Se distinge un caracter în alfabetul destinaţie, caracter ce este denumit *caracter de evitare* (enlg. *escape character*).

- Orice caracter din alfabetul sursă care se regăseşte în alfabetul destinaţie şi este diferit de caracterul de evitare se recodifică ca el însuşi.

- Caracterul de evitare (dacă face parte din alfabetul sursă), precum şi caracterele din alfabetul sursă ce nu se găsesc în alfabetul destinaţie, se codifică ca secvenţe de caractere ce încep cu un caracter de evitare.

  Exemple:

- Pentru poşta electronică, un caracter ce nu pot fi transmise direct este codificat ca o secvenţă de trei caractere, un caracter *egal* (`=`) şi două cifre hexa reprezentând codul caracterului de transmis. Această recodificare se numeşte *quouted printables*. Caracterele ASCII imprimabile, cu excepţia caracterului *egal*, se transmit direct (fără recodificare). Ca urmare, un text în care caracterele ce trebuie recodificate sunt rare poate fi înţeles de către un utilizator uman fără prea mari dificultăţi. Ca exemplu, fraza precedentă se scrie (presupunând o codificare ISO-8859-2 pentru caractere şi apoi o recodificare *quouted printables*):

  ```
  Ca urmare, un text =EEn care caracterele ce trebuie
  recodificate sunt rare poate fi =EEn=FEeles de c=E3tre
  un utilizator uman f=E3r=E3 prea mari dificult=E3=FEi.
  ```

- În *URL*-uri, caracterele ce au rol sintactic (*spaţiu*, `/`, etc) se codifică prin caracterul *procent* (`%`) urmat de două cifre hexa reprezentând valoarea caracterului respectiv. De notat că aceste coduri sunt în cadrul codificării UTF-8; ca urmare, o pagină cu numele *şir* ar avea un URL de forma

  ```
  http://example.com/%C8%98ir
  ```

- În limbajul C şi în alte limbaje derivate din el, ghilimelele (`"`) servesc la delimitarea şirurilor de caractere. Dacă se doreşte introducerea unor astfel de caractere într-un şir, sau a caracterelor ASCII de control, se introduc secvenţe *escape* cum ar fi: `\"` pentru ghilimele (`"`), `\\` pentru *backslash* (`\`), `\n` pentru *newline* (caracterul ASCII cu codul 10).
- În HTML, caracterele *unicode* sunt scrise prin secvenţe `&#`*cod*`;`. De exemplu, litera *ţ* se scrie `&#539;`.

Capitolul 8

Programarea în reţea — introducere

8.1. Interfaţa de programare *socket BSD*

Interfaţa *socket* este un ansamblu de funcţii sistem utilizate de programe (de fapt, de procese) pentru a comunica cu alte procese, aflate în execuţie pe alte calculatoare. Interfaţa *socket* a fost dezvoltată în cadrul sistemului de operare BSD (sistem de tip UNIX, dezvoltat la Universitatea Berkley) — de aici denumirea de *socket BSD*. Interfaţa socket este disponibilă în aproape toate sistemele de operare actuale.

Termenul *socket* se utilizează atât pentru a numi ansamblul funcţiilor sistem legate de comunicaţia prin reţea, cât şi pentru a desemna fiecare capăt al unei conexiuni deschise în cadrul reţelei.

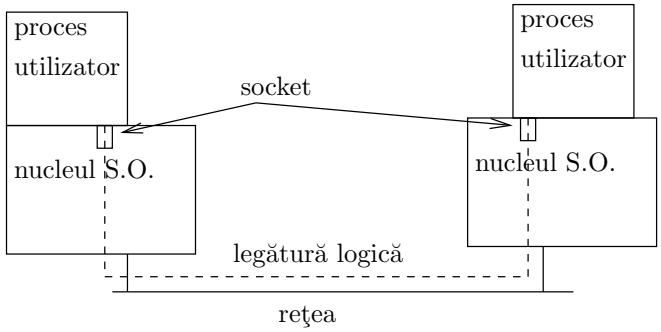


Figura 8.1: Comunicaţia între două procese prin reţea

Prezentăm în continuare principiile de bază ale interfeţei *socket* (vezi

şi figura 8.1):

- Pe fiecare calculator rulează mai multe procese şi fiecare proces poate avea mai multe căi de comunicaţie deschise. Prin urmare, pe un calculator trebuie să poată exista la un moment dat mai multe legături (conexiuni) active.
- Realizarea comunicării este intermediată de sistemele de operare de pe calculatoarele pe care rulează cele două procese. Deschiderea unei conexiuni, închiderea ei, transmiterea sau recepţionarea de date pe o conexiune şi configurarea parametrilor unei conexiuni se fac de către sistemul de operare, la cererea procesului. Cererile procesului se fac prin apelarea funcţiilor sistem din familia *socket*.
- În cadrul comunicaţiei dintre procesul utilizator şi sistemul de operare local (prin intermediul apelurilor din familia *socket*), capetele locale ale conexiunilor deschise sunt numite *socket*-uri şi sunt identificate prin numere întregi, unice în cadrul unui proces la fiecare moment de timp.
- Fiecare entitate care comunică în cadrul reţelei este identificat printr-o *adresă* unică. O adresa este asociată de fapt unui socket. Adresa este formată conform regulilor protocolului de reţea utilizat.
- Interfaţa socket conţine funcţii pentru comunicaţiei atât conform modelului conexiune cât şi conform modelului cu datagrame.
- Funcţiile sistem oferite permit stabilirea comunicaţiei prin diferite protocoale (de exemplu, IPv4, IPv6, IPX), dar au aceeaşi sintaxă de apel independent de protocolul dorit.

8.1.1. Comunicaţia prin conexiuni

În cele ce urmează, prin *client* desemnăm procesul care solicită în mod activ deschiderea conexiunii către un partener de comunicaţie specificat printr-o *adresă*, iar prin *server* înţelegem procesul care aşteaptă în mod pasiv conectarea unui *client*.

Vom da în cele ce urmează o scurtă descriere a operaţiilor pe care trebuie să le efectueze un proces pentru a deschide o conexiune şi a comunica prin ea. Descrierea este împărţită în patru părţi: deschiderea conexiunii de către client, deschiderea conexiunii de către server, comunicaţia propriu-zisă şi închiderea conexiunii.

O descriere mai amănunţită a funcţiilor sistem apelate şi a parametrilor mai des utilizaţi este făcută separat (§ 8.1.3), iar pentru detalii suplimentare se recomandă citirea paginilor corespunzătoare din documentaţia on-line.

8.1.1.1. Deschiderea conexiunii de către client

Procesul client trebuie să ceară mai întâi sistemului de operare local crearea unui socket. Trebuie specificat protocolul de reţea utilizat (TCP/IPv4, TCP/IPv6, etc), dar încă nu se specifică partenerul de comunicaţie. Socket-ul proaspăt creat este în starea *neconectat*.

După crearea socket-ului, clientul cere sistemului de operare conectarea socket-ului la un anumit server, specificat prin adresa *socket*-ului serverului. De exemplu, pentru protocolul TCP/IPv4, adresa partenerului se specifică prin adresa IP (vezi § 10.1) şi numărul portului (vezi § 10.3.1).

Funcţiile sistem apelate sunt: `socket()` pentru crearea socket-ului şi `connect()` pentru deschiderea efectivă a conexiunii.

8.1.1.2. Deschiderea conexiunii de către server

Procesul server începe tot prin a cere sistemului de operare crearea unui socket de tip conexiune pentru protocolul dorit. Acest socket nu va servi pentru conexiunea propriu-zisă cu un client, ci doar pentru aşteptarea conectării clienţilor; ca urmare este numit uneori *socket de aşteptare*. După crearea acestui socket, serverul trebuie să ceară sistemului de operare stabilirea adresei la care serverul aşteaptă cereri de conectare (desigur, acea parte din adresă care identifică maşina serverului nu este la alegerea procesului server) şi apoi cere efectiv începerea aşteptării clienţilor. Funcţiile apelate în această fază sunt, în ordinea în care trebuie apelate: `socket()` pentru crearea socket-ului, `bind()` pentru stabilirea adresei şi `listen()` pentru începerea aşteptării clienţilor.

Preluarea efectivă a unui client conectat se face prin apelarea unei funcţii sistem numită `accept()`. La apelul funcţiei `accept()`, sistemul de operare execută următoarele:

- aşteaptă cererea de conectare a unui client şi deschide conexiunea către acesta;
- crează un nou socket, numit *socket de conexiune*, care reprezintă capătul dinspre server al conexiunii proaspăt deschise;
- returnează apelantului (procesului server) identificatorul socket-ului de conexiune creat.

După un apel `accept()`, socket-ul de aşteptare poate fi utilizat pentru a aştepta noi clienţi, iar socket-ul de conexiune nou creat se utilizează pentru a comunica efectiv cu acel client.

8.1.1.3. Comunicaţia propriu-zisă

O dată deschisă conexiunea, clientul poate trimite şiruri de octeţi către server şi invers, serverul poate trimite şiruri de octeţi către client. Cele două sensuri de comunicaţie funcţionează identic (nu se mai distinge cine a fost client şi cine a fost server) şi complet independent (trimiterea datelor pe un sens nu este condiţionată de recepţionarea datelor pe celălalt sens).

Pe fiecare sens al conexiunii, se poate transmite un şir arbitrar de octeţi. Octeţii trimişi de către unul dintre procese spre celălalt sunt plasaţi într-o coadă, transferaţi prin reţea la celălalt capăt şi citiţi de către procesul de acolo. Comportamentul acesta este similar cu cel al unui *pipe* UNIX.

Trimiterea datelor se face prin apelul funcţiei `send()` (sau, cu funcţionalitate mai redusă, `write()`). Apelul acestor funcţii plasează datele în coadă spre a fi transmise, dar nu aşteaptă transmiterea lor efectivă (returnează, de principiu, imediat controlul către procesul apelant). Dacă dimensiunea datelor din coadă este mai mare decât o anumită valoare prag, (aleasă de sistemele de operare de pe cele două maşini), apelul `send()` se blochează, returnând controlul procesului apelant abia după ce partenerul de comunicaţie citeşte date din coadă, ducând la scăderea dimensiunii datelor din coadă sub valoarea prag.

Recepţionarea datelor trimise de către partenerul de comunicaţie se face prin intermediul apelului sistem `recv()` (cu functionalitate mai redusă se poate utiliza `read()`). Aceste funcţii returnează procesului apelant datele deja sosite pe calculatorul receptor şi le elimină din coadă. În cazul în care nu sunt încă date disponibile, ele aşteaptă sosirea a cel puţin un octet.

Sistemul garantează sosirea la destinaţie a tuturor octeţilor trimişi (sau înştiinţarea receptorului, printr-un cod de eroare, asupra căderii conexiunii), în ordinea în care au fost trimişi. Nu se păstrează însă demarcarea între secvenţele de octeţi trimise în apeluri `send()` distincte. De exemplu, este posibil ca emiţătorul să trimită, în două apeluri succesive, şirurile `abc` şi `def`, iar receptorul să primească, în apeluri `recv()` succesive, şirurile `ab`, `cde` şi `f`.

8.1.1.4. Închiderea conexiunii

Închiderea conexiunii se face separat pentru fiecare sens şi pentru fiecare capăt. Există două funcţii:

- `shutdown()` închide, la capătul local al conexiunii, sensul de comunicaţie cerut de procesul apelant;
- `close()` închide la capătul local ambele sensuri de comunicaţie şi în plus distruge socket-ul, eliberând resursele alocate (identificatorul de socket

şi memoria alocată în spaţiul nucleului).

Terminarea unui proces are efect identic cu un apel `close()` pentru toate socket-urile existente în acel moment în posesia acelui proces.

Dacă capătul de emisie al unui sens de comunicaţie a fost închis, receptorul poate citi în continuare datele existente în acel moment în coadă, după care un eventual apel `recv()` va semnaliza apelantului faptul că a fost închisă conexiunea.

Dacă capătul de recepţie al unui sens a fost închis, o scriere ulterioară de la celălalt capăt este posibil să returneze un cod de eroare (pe sistemele de tip UNIX, scrierea poate duce şi la primirea, de către procesul emiţător, a unui semnal SIGPIPE).

8.1.2. Comunicaţia prin datagrame

În comunicaţia prin datagrame, datagramele sunt transmise independent una de cealaltă şi fiecare datagramă are o adresă sursă, o adresă destinaţie şi nişte date utile. Un proces ce doreşte să trimită sau să primească datagrame trebuie mai întâi să creeze un *socket* de tip *dgram*; un astfel de socket conţine în principal adresa de reţea a procesului posesor al socket-ului. După crearea unui socket, se poate cere sistemului de operare să asocieze socket-ului o anumită adresă sau se poate lăsa ca sistemul de operare să-i atribuie o adresă liberă arbitrară. Crearea unui socket se face prin apelul funcţiei `socket()`, iar atribuirea unei adrese se face prin apelul `bind()`.

O dată creat un socket, procesul poate trimite datagrame de pe acel socket, prin apelul funcţiei `sendto()`. Datagramele trimise vor avea ca adresă sursă adresa socket-ului şi ca adresă destinaţia şi conţinut util valorile date ca parametri funcţiei `sendto()`. De pe un socket se pot trimite, succesiv, oricâte datagrame şi oricâtor destinatari.

Datagramele emise sunt transmise către sistemul de operare al destinatarului, unde sunt memorate în buffer-ele sistemului. Destinatarul poate citi o datagramă apelând funcţia `recvfrom()`. Această funcţie ia următoarea datagramă adresată socket-ului dat ca parametru la `recvfrom()` şi o transferă din buffer-ele sistemului local în memoria procesului apelant. Funcţia oferă apelantului conţinutul datagramei (datele utile) şi, separat, adresa expeditorului datagramei. În ciuda numelui, `recvfrom()` nu poate fi instruită să ia în considerare doar datagramele expediate de la o anumită adresă.

Sistemul nu garantează livrarea tuturor datagramelor (este posibilă pierderea unor datagrame) şi nici nu oferă vreun mecanism de informare a expeditorului în cazul unei pierderi. Mai mult, există posibilitatea (e drept, rară) ca o datagamă să fie duplicată (să ajungă două copii la destinatar) şi

este posibil ca două sau mai multe datagrame adresate aceluiaşi destinatar să ajungă la destinaţie în altă ordine decât cea în care au fost emise. Dacă astfel de situaţii sunt inadmisibile pentru aplicaţie, atunci protocolul de comunicaţie trebuie să prevadă confirmări de primire şi repetarea datagramelor pierdute, precum şi numere de secvenţă sau alte informaţii pentru identificarea ordinii corecte a datagramelor şi a duplicatelor. Implementarea acestor mecanisme cade în sarcina proceselor.

La terminarea utilizării unui socket, procesul posesor poate cere distrugerea socket-ului şi eliberarea resurselor asociate (identificatorul de socket, memoria ocupată în sistemul de operare pentru datele asociate socket-ului, portul asociat socket-ului). Distrugerea socket-ului se face prin apelul funcţiei `close()`.

În mod curent, într-o comunicaţie prin datagrame, unul dintre procese are rol de *client*, în sensul că trimite cereri, iar celălalt acţionează ca *server*, în sensul că prelucrează cererile clientului şi trimite înapoi clientului răspunsurile la cereri. Într-un astfel de scenariu, serverul crează un socket căruia îi asociază o adresă prestabilită, după care aşteaptă cereri, apelând în mod repetat `recvfrom()`. Clientul crează un socket, căruia nu-i asociază o adresă (nu execută `bind()`). Clientul trimite apoi cererea sub forma unei datagrame de pe socket-ul creat. La trimiterea primei datagrame, sistemul de operare dă o adresă socket-ului; datagrama emisă poartă ca adresă sursă acestă adresă. La primirea unei datagrame, serverul recuperează datele utile şi adresa sursă, procesează cererea şi trimite răspunsul către adresa sursă a cererii. În acest fel, răspunsul este adresat exact socket-ului de pe care clientul a trimis cererea. Clientul obţine răspunsul executând `recvfrom()` asupra socket-ului de pe care a expediat cererea.

Cu privire la tratarea datagramelor pierdute, un caz simplu este acela în care clientul pune doar întrebări (interogări) serverului, iar procesarea interogării nu modifică în nici un fel starea serverului. Un exemplu tipic în acest sens este protocolul DNS (§ 10.4). În acest caz, datagrama cerere conţine interogarea şi daatgrama răspuns conţine atât cererea la care se răspunde cât şi răspunsul la interogare. Serverul ia (în mod repetat) câte o cerere, calculează răspunsul şi trimite o înapoi o datagramă cu cererea primită şi răspunsul la cerere. Clientul trimite cererile sale şi aşteaptă răspunsurile. Deoarece fiecare răspuns conţine în el şi cererea, clientul poate identifica fiecare răspuns la ce cerere îi corespunde, chiar şi în cazul inversării ordinii datagramelor. Dacă la o cerere nu primeşte răspuns într-un anumit interval de timp, clientul repetă cererea; deoarece procesarea unei cereri nu modifică starea serverului, duplicarea cererii de către reţea sau repetarea cererii de către client ca urmare a pierderii

răspunsului nu au efecte nocive. Clientul trebuie să ignore răspunsurile duplicate la o aceeaşi interogare.

8.1.3. Principalele apeluri sistem

8.1.3.1. Funcţia `socket()`

Funcţia are sintaxa:

```
int socket(int proto_family, int type, int protocol)
```

Funcţia crează un socket şi returnează identificatorul său. Parametrii sunt:

- `type`: desemnează tipul de servicii dorite:
  - `SOCK_STREAM`:conexiune punct la punct, flux de date bidirecţional la nivel de octet, asigurând livrare sigura, cu pastrarea ordinii octeţilor şi transmisie fara erori.
  - `SOCK_DGRAM`:datagrame, atât punct la punct cât şi difuziune; transmisia este garantată a fi fără erori, dar livrarea nu este sigura şi nici ordinea datagramelor garantata.
  - `SOCK_RAW`:acces la protocoale de fivel coborât; este de exemplu utilizat de către comanda `ping` pentru comunicaţie prin protocolul ICMP.
- `proto_family` identifică tipul de reţea cu care se lucrează (IP, IPX, etc). Valori posibile:
  - `PF_INET`:protocol Internet, versiunea 4 (IPv4)
  - `PF_INET6`:protocol Internet, versiunea 6 (IPv6)
  - `PF_UNIX`:comunicaţie locală pe o maşină UNIX.
- `protocol` selectează protocolul particular de utilizat. Acest parametru este util dacă pentru un tip de reţea dat şi pentru un tip de serviciu fixat există mai multe protocoale utilizabile. Valoarea 0 desemnează protocolul implicit pentru tipul de reţea şi tipul de serviciu alese.

8.1.3.2. Funcţia `connect()`

Funcţia are sintaxa:

```
int connect(int sock_id, struct sockaddr* addr, int addr_len)
```

Funcţia are ca efect conectarea socketului identificat de primul parametru — care trebuie să fie un socket de tip conexiune proaspăt creat (încă neconectat)

— la serverul identificat prin adresă dată prin parametrii `addr` şi `addr_len`. La adresa respectivă trebuie să existe deja un server care să aştepte conexiuni (să fi fost deja executat apelul `listen()` asupra socket-ului serverului).

Adresa trebuie plasată, înainte de apelul `connect()`, într-o structură având un anumit format; conţinutul acestei structuri va fi descris în § 8.1.3.6. Adresa în memorie a acestei structuri trebuie dată ca parametrul `addr`, iar lungimea structurii de adresă trebuie dată ca parametrul `addr_len`. Motivul acestei complicaţii este legat de faptul că funcţia `connect()` trebuie să poată lucra cu formate diferite de adresă, pentru diferite protocoale, iar unele protocoale au adrese de lungime variabilă.

Funcţia `connect()` returnează 0 în caz de succes şi -1 în caz de eroare. Eroarea survenită poate fi constatată fie verificând valoarea variabilei globale `errno`, fie apelând funcţia `perror()` imediat după funcţia sistem ce a întâmpinat probleme. Eroarea cea mai frecventă este lipsa unui server care să asculte la adresa specificată.

8.1.3.3. Funcţia `bind()`

```
int bind(int sd, struct sockaddr* addr, socklen_t len)
```

Funcţia are ca efect atribuirea adresei specificate în parametrul `addr` socket-ului identificat prin identificatorul `sd`. Această funcţie se apelează în mod normal dintr-un proces server, pentru a pregăti un socket *stream* de aşteptare sau un socket *dgram* pe care se aşteaptă cereri de la clienţi.

Partea, din adresa de atribuit socket-ului, ce conţine adresa maşinii poate fi fie una dintre adresele maşinii locale, fie valoarea specială `INADDR_ANY` (pentru IPv4) sau `IN6ADDR_ANY_INIT` (pentru IPv6). În primul caz, socket-ul va primi doar cereri de conexiune (sau, respectiv, pachete) adresate adresei IP date socket-ului, şi nu şi cele adresate altora dintre adresele maşinii server.

Exemplul 8.1: Să presupunem că maşina server are adresele 193.226.40.130 şi 127.0.0.1. Dacă la apelul funcţiei `bind()` se dă adresa IP 127.0.0.1, atunci socket-ul respectiv va primi doar cereri de conectare destinate adresei IP 127.0.0.1, nu şi adresei 193.226.40.130. Dimpotrivă, dacă adresa acordată prin `bind()` este `INADDR_ANY`, atunci socket-ul respectiv va accepta cereri de conectare adresate oricăreia dintre adresele maşinii locale, adică atât adresei 193.226.40.130 cât şi adresei 127.0.0.1.

Adresa atribuită prin funcţia `bind()` trebuie să fie liberă în acel moment. Dacă în momentul apelului `bind()` există un alt socket de acelaşi tip având aceeaşi adresă, apelul `bind()` eşueaza.

Pe sistemele de tip UNIX, pentru atribuirea unui număr de port mai mic decât 1024 este necesar ca procesul apelant să ruleze din cont de administrator.

Funcţia `bind()` poate fi apelată doar pentru un socket proaspăt creat, căruia nu i s-a atribuit încă o adresă. Aceasta înseamnă că funcţia `bind()` nu poate fi apelată de două ori pentru acelaşi socket. De asemenea, funcţia `bind()` nu poate fi apelată pentru un socket de conexiune creat prin funcţia `accept()` şi nici pentru un socket asupra căruia s-a apelat în prealabil vreuna dintre funcţiile `connect()`, `listen()` sau `sendto()` — aceste funcţii având ca efect atribuirea unei adrese libere aleatoare.

Funcţia returnează 0 în caz de succes şi -1 în caz de eroare. Eroarea cea mai frecventă este că adresa dorită este deja ocupată.

8.1.3.4. Funcţia `listen()`

```
int listen(int sd, int backlog)
```

Funcţia cere sistemului de operare să accepte, din acel moment, cererile de conexiune pe adresa socket-ului `sd`. Dacă socketului respectiv nu i s-a atribuit încă o adresă (printr-un apel `bind()` anterior), funcţia `listen()` îi atribuie o adresă aleasă aleator.

Parametrul `backlog` fixează dimensiunea cozii de aşteptare în acceptarea conexiunilor. Anume, vor putea exista `backlog` clienţi care au executat `connect()` fără ca serverul să fi creat încă pentru ei socket-uri de conexiune prin apeluri `accept()`. De notat că nu există nici o limitare a numărului de clienţi conectaţi, preluaţi deja prin apelul `accept()`.

8.1.3.5. Funcţia `accept()`

```
int accept(int sd, struct sockaddr *addr, socklen_t *addrlen)
```

Apelul funcţiei `accept()` are ca efect crearea unui socket de conexiune, asociat unui client conectat (prin apelul `connect()`) la socket-ul de aşteptare `sd`. Dacă nu există încă nici un client conectat şi pentru care să nu se fi creat socket de conexiune, funcţia `accept()` aşteaptă până la conectarea următorului client.

Funcţia returnează identificatorul socket-ului de conexiune creat.

Dacă procesul server nu doreşte să afle adresa clientului, va da valori `NULL` parametrilor `addr` şi `addrlen`. Dacă procesul server doreşte să afle adresa clientului, atunci va trebui să aloce spaţiu pentru o structură pentru memorarea adresei clientului, să pună adresa structurii respective în parametrul

`addr`, să plaseze într-o variabilă de tip întreg dimensiunea memoriei alocate pentru adresa clientului şi să pună adresa acestui întreg în parametrul `adrlen`. În acest caz, la revenirea din apelul `accept()`, procesul server va găsi în structura de adresă adresa socket-ului client şi în variabila întreagă a cărui adresă a fost dată în parametrul `adrlen` va găsi dimensiunea efectiv utilizată de sistemul de operare pentru a scrie adresa clientului.

8.1.3.6. Formatul adreselor

Pentru funcţiile socket ce primesc de la apelant (ca parametru) o adresă din reţea (`bind()`, `connect()` şi `sendto()`), precum şi pentru cele ce returnează apelantului adrese de reţea (`accept()`, `recvfrom()`, `getsockname()` şi `getpeername()`), sunt definite structuri de date (`struct`) în care se plasează adresele socket-urilor.

Pentru ca funcţiile de mai sus să poată avea aceeaşi sintaxă de apel independent de tipul de reţea (şi, în consecinţă, de structura adresei), funcţiile primesc adresa printr-un pointer la zona de memorie ce conţine adresa de reţea. Structura zonei de memorie respective depinde de tipul reţelei utilizate. În toate cazurile, aceasta începe cu un întreg pe 16 biţi reprezentând tipul de reţea.

Dimensiunea structurii de date ce conţine adresa de reţea depinde de tipul de reţea şi, în plus, pentru anumite tipuri de reţea, dimensiunea este variabilă. Din acest motiv:

- funcţiile care primesc de la apelant o adresă (`connect()`, `bind()` şi `sendto()`) au doi parametri: un pointer către structura de adresă şi un întreg reprezentând dimensiunea acestei structuri;
- funcţiile care furnizează apelantului o adresă (`accept()`, `recvfrom()`, `getsockname()` şi `getpeername()`) primesc doi parametri: un pointer către structura de adresă şi un pointer către o variabilă de tip întreg pe care apelantul trebuie s-o iniţializeze, înaintea apelului, cu dimensiunea pe care a alocat-o pentru structura de adresă şi în care funcţia pune, în timpul apelului, dimensiunea utilizată efectiv de astuctura de adresă.

În ambele cazuri, parametrul pointer către structura de adresă este declarat ca fiind de tip `struct sockaddr*`. La apelul acestor funcţii este necesară conversia a pointer-ului către structura de adresă de la pointer-ul specific tipului de reţea la `struct sockaddr*`.

O adresă a unui capăt al unei conexiuni TCP sau a unei legături prin datagrame UDP este formată din adresa IP a maşinii şi numărul de port (vezi § 10.2.3.1, § 10.3.1.6 şi § 10.3.2). Pentru nevoile funcţiilor de mai sus, adresele socket-urilor TCP şi UDP se pun, în funcţie de protocolul de nivel

reţea (IPv4 sau IPv6), într-o structură de tip `sockaddr_in` pentru IPv4 sau `sockaddr_in6` pentru IPv6.

Pentru adrese IPv4 este definită structura `sockaddr_in` având următorii membrii:

`sin_family`:trebuie să conţină constanta `AF_INET`;

`sin_port`:de tip întreg de 16 biţi (2 octeţi), fără semn, în ordine reţea (cel mai semnificativ octet este primul), reprezentând numărul portului;

`sin_addr`:conţine adresa IP. Are tipul `struct in_addr`, având un singur câmp, `s_addr`, de tip întreg pe 4 octeţi în ordine reţea.

Adresa IPv4 poate fi convertită de la notaţia obişnuită (notaţia zecimală cu puncte) la `struct in_addr` cu ajutorul funcţiei

```
int inet_aton(const char *cp, struct in_addr *inp);
```

Conversia inversă, de la structura `in_addr` la string în notaţie zecimală cu punct se face cu ajutorul funcţiei

```
char *inet_ntoa(struct in_addr in);
```

care returnează rezultatul într-un buffer static, apelantul trebuind să copieze rezultatul înainte de un nou apel al functiei.

Pentru adrese IPv6 este definită structura `sockaddr_in6` având următorii membrii:

`sin6_family`:trebuie să conţină constanta `AF_INET6`;

`sin6_port`:de tip întreg de 16 biţi (2 octeţi), fără semn, în ordine reţea (cel mai semnificativ octet este primul), reprezentând numărul portului;

`sin6_flow`:eticheta de flux.

`sin6_addr`:conţine adresa IP. Are tipul `struct in6_addr`, având un singur câmp, `s6_addr`, de tip tablou de 16 octeţi.

Obţinerea unei adrese IPv4 sau IPv6 cunoscând numele de domeniu (vezi § 10.4) se face cu ajutorul funcţiei

```
struct hostent *gethostbyname(const char *name);
```

care returnează un pointer la o structură ce conţine mai multe câmpuri dintre care cele mai importante sunt:

`int h_addrtype`:tipul adresei, `AF_INET` sau `AF_INET6`;

`char **h_addr_list`:pointer la un şir de pointeri către adresele IPv4 sau IPv6 ale maşinii cu numele `name`, în formatul `in_addr` sau respectiv `in6_addr`;

`int h_length`:lungimea şirului `h_addr_list`.

8.1.3.7. Interacţiunea dintre `connect()`, `listen()` şi `accept()`

La apelul `connect()`, sistemul de operare de pe maşina client trimite maşinii server o cerere de conectare. La primirea cererii de conectare, sistemul de operare de pe maşina server acţionează astfel:

- dacă adresa din cerere nu corespunde unui socket pentru care s-a efectuat deja apelul `listen()`, refuză conectarea;
- dacă adresa corespunde unui socket pentru care s-a efectuat `listen()`, încearcă plasarea clientului într-o coadă de clienţi conectaţi şi nepreluaţi încă prin `accept()`. Dacă plasarea reuşeşte (coada fiind mai mică decât valoarea parametrului `backlog` din apelul `listen()`), sistemul de operare trimite sistemului de operare de pe maşina client un mesaj de acceptare; în caz contrar trimite un mesaj de refuz.

Apelul `connect()` revine în procesul client în momentul sosirii acceptului sau refuzului de la sistemul de operare de pe maşina server. Revenirea din apelul `connect()` nu este deci condiţionată de apelul `accept()` al procesului server.

Apelul `accept()` preia un client din coada descrisă mai sus. Dacă coada este vidă în momentul apelului, funcţia aşteaptă sosirea unui client. Dacă coada nu este vidă, apelul `accept()` returnează imediat.

Parametrul `backlog` al apelului `listen()` se referă la dimensiunea cozii de clienţi conectaţi (prin `connect()`) şi încă nepreluaţi prin `accept()`, şi nu la clienţii deja preluaţi prin `accept()`.

8.1.3.8. Funcţiile `getsockname()` şi `getpeername()`

```
int getsockname(int sd, struct sockaddr *name, socklen_t *namelen);
int getpeername(int sd, struct sockaddr *name, socklen_t *namelen);
```

Funcţia `getsockname()` furnizează apelantului adresa socket-ului `sd`. Funcţia `getpeername()`, apelată pentru un socket de tip conexiune deja conectat, furnizează adresa partenerului de comunicaţie.

Funcţia `getsockname()` este utilă dacă un proces acţionează ca server, creînd în acest scop un socket de aşteptare, dar numărul portul pe care aşteaptă conexiunile nu este prestabilit ci este transmis, pe altă cale, viitorilor client. În acest caz, procesul server crează un socket (apelând `socket()`),

cere primirea cererilor de conexiune (apelând `listen()`, dar fără a fi apelat `bind()`) după care determină, prin apelul `getsockname()`, adresa atribuită la `listen()` socket-ului respectiv şi transmite această adresă viitorilor clienţi.

8.1.3.9. Funcţiile `send()` şi `recv()`

Apelurile sistem `send()` şi `recv()` sunt utilizate în faza de comunicaţie pentru socket-uri de tip conexiune. Descriem în continuare utilizarea acestor funcţii considerând un singur sens de comunicaţie şi ca urmare ne vom referi la un *proces emiţător* şi un *proces receptor* în raport cu sensul considerat. De notat însă că o conexiune *socket stream* este bidirecţională şi comunicarea în cele două sensuri se desfăşoară independent şi prin aceleaşi mecanisme.

Sintaxa funcţiilor este:

```
ssize_t send(int sd, const void *buf, size_t len, int flags);
ssize_t recv(int sd, void *buf, size_t len, int flags);
```

Funcţia `send()` trimite pe conexiunea identificată prin socket-ul `sd` un număr de `len` octeţi din variabila a cărui adresă este indicată de pointer-ul `buf`. Funcţia returnează controlul după plasarea datelor de transmis în buffer-ele sistemului de operare al maşinii locale. Valoarea returnată de funcţia `send()` este numărul de octeţi scrişi efectiv, sau -1 în caz de eroare. Datele plasate în buffer-e prin apelul `send()` urmează a fi trimise spre receptor fără alte acţiuni din partea emiţătorului.

În modul normal de lucru, dacă nu există spaţiu suficient în buffer-ele sistemului de operare, funcţia `send()` aşteaptă ca aceste buffer-e să se elibereze (prin transmiterea efectivă a datelor către sistemul de operare al receptorului şi citirea lor de către procesul receptor). Această aşteptare are ca rol frânarea procesului emiţător dacă acesta produce date la un debit mai mare decât cel cu care este capabilă reţeaua să le transmită sau procesul receptor să le preia. Prin plasarea valorii `MSG_DONTWAIT` în parametrul `flags`, acest comportament este modificat. Astfel, în acest caz, dacă nu există suficient spaţiu în buffer-ele sistemului de operare, funcţia `send()` scrie doar o parte din datele furnizate şi returnează imediat controlul procesului apelant. În cazul în care funcţia `send()` nu scrie nimic, ea returnează valoarea -1 şi setează variabila globală `errno` la valoarea `EAGAIN`. În cazul în care funcţia `send()` scrie cel puţin un octet, ea returnează numărul de octeţi scrişi efectiv. În ambele cazuri, este sarcina procesului emiţător să apeleze din nou, la un moment ulterior, funcţia `send()` în vederea scrierii octeţilor rămaşi.

Deoarece funcţia `send()` returnează înainte de transmiterea efectivă a datelor, eventualele erori legate de transmiterea datelor nu pot fi raportate

apelantului prin valoarea returnată de `send()`. Pot să apară două tipuri de erori: căderea reţelei şi închiderea conexiunii de către receptor. Aceste erori vor fi raportate de către sistemul de operare al emiţătorului procesului emiţător prin aceea că apeluri `send()` ulterioare pentru acelaşi socket vor returna -1. În plus, pe sistemele de tip UNIX, apelul `send()` pentru o conexiune al cărui capăt destinaţie este închis duce la primirea de către procesul emiţător a unui semnal SIGPIPE, care are ca efect implicit terminarea imediată a procesului emiţător.

Funcţia `recv()` extrage date sosite pe conexiune şi aflate în buffer-ul sistemului de operare local. Funcţia primeşte ca argumente identificatorul socket-ului corespunzător conexiunii, adresa unei zone de memorie unde să plaseze datele citite şi numărul de octeţi de citit.

Numărul de octeţi de citit reprezintă numărul maxim de octeţi pe care funcţia îi va transfera din buffer-ul sistemului de operare în zona procesului apelant. Dacă numărul de octeţi disponibili în buffer-ele sistemului de operare este mai mic, doar octeţii disponibili în acel moment vor fi transferaţi. Dacă în momentul apelului nu există nici un octet disponibil în buffer-ele sistemului de operare local, funcţia `recv()` aşteaptă sosirea a cel puţin un octet. Funcţia returnează numărul de octeţi transferaţi (citiţi de pe conexiune).

Comportamentul descris mai sus poate fi modificat prin plasarea uneia din următoarele valori în parametrul `flags`:

`MSG_DONTWAIT`:în cazul în care nu este nici un octet disponibil, funcţia `recv()` returnează valoarea -1 şi setează variabila globală `errno` la valoarea `EAGAIN`;

`MSG_WAITALL`:funcţia `recv()` aşteaptă să fie disponibili cel puţin `len` octeţi şi citeşte exact `len` octeţi.

Este important de notat că datele sunt transmise de la sistemul de operare emiţător spre cel receptor în fragmente (pachete), că împărţirea datelor în fragmente este independentă de modul în care au fost furnizate prin apeluri `send()` succesive şi că, în final, fragmentele ce vor fi disponibile succesiv pentru receptor sunt independente de fragmentele furnizate în apelurile `send()`. Ca urmare, este posibil ca emiţătorul să trimită, prin două apeluri `send()` consecutive, şirurile de octeţi `abc` şi `def`, iar receptorul, apelând repetat `recv()` cu `len`=3 şi `flags=0`, să primească `ab`, `cd` şi `ef`. Singurul lucru garantat este că prin concatenarea tuturor fragmentelor trimise de emiţător se obţine acelaşi şir de octeţi ca şi prin concatenarea tuturor fragmentelor primite de receptor.

În cazul închiderii conexiunii de către emiţător, apelurile `recv()` efectuate de procesul receptor vor citi mai întâi datele rămase în buffer-e, iar

după epuizarea acestora vor returna valoarea 0. Prin urmare, funcţia `recv()` returnează valoarea 0 dacă şi numai dacă emiţătorul a închis conexiunea şi toate datele trimise înainte de închiderea conexiunii au fost deja citite. Dealtfel, valoarea 0 returnată de `recv()` sau `read()` este semnalizarea uzuală a terminării datelor de citit şi se utilizează şi pentru a semnaliza sfârşitul unui fişier sau închiderii capătului de scriere într-un *pipe* UNIX.

8.1.3.10. Funcţiile `shutdown()` şi `close()`

```
int shutdown(int sd, int how);
int close(int sd);
```

Funcţia `shutdown()` închide sensul de emisie, sensul de recepţie sau ambele sensuri de comunicaţie ale conexiunii identificate de indetificatorul de socket `sd`, conform valorii parametrului `how`: `SHUT_WR`, `SHUT_RD` sau respectiv `SHUT_RDWR`. Utilitatea principală a funcţiei este închiderea sensului de emisie pentru a semnaliza celuilalt capăt terminarea datelor transmise (apelurile `recv()` din procesul de la celălalt capăt al conexiunii vor returna 0). Funcţia `shutdown()` poate fi apelată doar pe un socket conectat şi nu distruge socket-ul.

Funcţia `close()` distruge socket-ul `sd`. Dacă socket-ul era un socket conectat în acel moment, închide ambele sensuri de comunicaţie. După apelul `close()`, identificatorul de socket este eliberat şi poate fi utilizat ulterior de către sistemul de operare pentru a identifica socket-uri sau alte obiecte create ulterior. Apelul `close()` este necesar pentru a elibera resursele ocupate de socket. Poate fi efectuat oricând asupra oricărui tip de socket.

Terminarea unui proces, indiferent de modul de terminare, are ca efect şi distrugerea tuturor socket-urilor existente în acel moment, printr-un mecanism identic cu câte un apel `close()` pentru fiecare socket.

8.1.3.11. Funcţiile `sendto()` şi `recvfrom()`

```
ssize_t sendto(int sd, const void *buf, size_t len, int flags,
    const struct sockaddr *to, socklen_t tolen);
ssize_t recvfrom(int sd, void *buf, size_t len, int flags,
    struct sockaddr *from, socklen_t *fromlen);
```

Funcţia `sendto()` trimite o datagramă de pe un socket *dgram*. Parametrii reprezintă :

- `sd`: socket-ul de pe care se transmite datagrama, adică a cărui adresă va fi utilizată ca adresă sursă a datagramei;

- `to`: pointer spre structura ce conţine adresa de reţea a destinatarului; `tolen` reprezintă lungimea structurii pointate de `to`;
- `buf`: pointer spre o zonă de memorie ce conţine datele utile; `len` reprezintă lungimea datelor utile. Datele utile sunt un şir arbitrar de octeţi.

Funcţia returnează numărul de octeţi ai datagramei trimise (adică valoarea lui `len`) în caz de succes şi -1 în caz de eroare. Funcţia returnează controlul apelantului înainte ca pachetul să fie livrat destinatarului şi ca urmare eventuala pierdere a pachetului nu poate fi raportată apelantului.

Funcţia `recvfrom()` citeşte din bufferele sistemului de operare local următoarea datagramă adresată socket-ului dat ca parametru. Dacă nu există nici o datagramă, funcţia aşteaptă sosirea următoarei datagrame, cu excepţia cazului în care `flags` conţine valoarea `MSG_DONTWAIT`, caz în care `recvfrom()` returnează imediat valoarea -1 şi setează `errno` la valoarea `EAGAIN`.

Datagrama este citită în zona de memorie pointată de parametrul `buf` şi a cărei dimensiune este dată în variabila `len`. Funcţia `recvfrom()` returnează dimensiunea datagramei. Dacă datagrama este mai mare decât valoara parametrului `len`, finalul datagramei este pierdut; funcţia `recvfrom()` nu scrie niciodată dincolo de `len` octeţi în memoria procesului.

Adresa emiţătorului datagramei este plasată de funcţia `recvfrom()` în variabila pointată de `from`. Parametrul `fromlen` trebuie să pointeze la o variabilă de tip întreg a cărui valoare, înainte de apelul `recvfrom()`, trebuie să fie egală cu dimensiunea, în octeţi, a zonei de memorie alocate pentru adresa emiţătorului. Funcţia `recvfrom()` modifică această variabilă, punând în ea dimensiunea utilizată efectiv pentru scrierea adresei emiţătorului.

8.1.4. Exemple

8.1.4.1. Comunicare prin conexiune

Dăm mai jos textul sursă (în C pentru Linux) pentru un client care se conectează la un server TCP/IPv4 specificat prin numele maşinii şi numărul portului TCP (date ca argumente în linia de comandă), îi trimite un şir de caractere fixat (`abcd`), după care citeşte şi afişează tot ce trimite server-ul.

```
#include <sys/socket.h>
#include <netinet/in.h>
#include <netdb.h>
#include <stdio.h>
#include <unistd.h>
#include <string.h>
int main(int argc, char* argv[])
{
```

```
  int port, sd, r;
  struct hostent* hh;
  struct sockaddr_in adr;
  char buf[100];
  if(argc!=3){
    fprintf(stderr, "Utilizare: cli adresa port\n");
    return 1;
  }
  memset(&adr, 0, sizeof(adr));
  adr.sin_family = AF_INET;
  if(1!=sscanf(argv[2], "%d", &port)){
    fprintf(stderr, "numarul de port trebuie sa fie un numar\n");
    return 1;
  }
  adr.sin_port = htons(port);
  hh=gethostbyname(argv[1]);
  if(hh==0 || hh->h_addrtype!=AF_INET || hh->h_length<=0){
    fprintf(stderr, "Nu se poate determina adresa serverului\n");
    return 1;
  }
  memcpy(&adr.sin_addr, hh->h_addr_list[0], 4);
  sd=socket(PF_INET, SOCK_STREAM, 0);
  if(-1==connect(sd, (struct sockaddr*)&adr, sizeof(adr)) )
  {
    perror("connect()");
    return 1;
  }
  send(sd, "abcd", 4, 0);
  shutdown(sd, SHUT_WR);
  while((r=recv(sd, buf, 100, 0))>0){
    write(1,buf,r);
  }
  if(r==-1){
    perror("recv()");
    return 1;
  }
  close(sd);
  return 0;
}
```

Dăm în continuare textul sursă pentru un server care aşteaptă conectarea unui client pe portul specificat în linia de comandă, afişează adresa de la care s-a conectat clientul (adresa IP şi numărul de port), citeşte de pe conexiune

şi afişează pe ecran tot ce transmite clientul (până la închiderea sensului de conexiune de la client la server) şi apoi trimite înapoi textul `xyz`.

```
#include <sys/socket.h>
#include <netinet/in.h>
#include <arpa/inet.h>
#include <netdb.h>
#include <stdio.h>
#include <unistd.h>
#include <string.h>
int main(int argc, char* argv[])
{
  int sd, sd_c, port, r;
  struct sockaddr_in my_addr, cli_addr;
  socklen_t cli_addr_size;
  char buf[100];
  if(argc!=2){
    fprintf(stderr, "Utilizare: srv port\n");
    return 1;
  }
  memset(&my_addr, 0, sizeof(my_addr));
  my_addr.sin_family = AF_INET;
  if(1!=sscanf(argv[1], "%d", &port)){
    fprintf(stderr, "numarul de port trebuie sa fie un numar\n");
    return 1;
  }
  my_addr.sin_port=htons(port);
  my_addr.sin_addr.s_addr=htonl(INADDR_ANY);
  sd=socket(PF_INET, SOCK_STREAM, 0);
  if(-1==bind(sd, (struct sockaddr*)&my_addr,
        sizeof(my_addr)) )
  {
        perror("bind()");
        return 1;
  }
  listen(sd, 1);
  cli_addr_size=sizeof(cli_addr);
  sd_c = accept(sd, (struct sockaddr*)&cli_addr,
      &cli_addr_size);
  printf("client conectat de la %s:%d\n",
      inet_ntoa(cli_addr.sin_addr),
      ntohs(cli_addr.sin_port)
  );
  close(sd);
  while((r=recv(sd_c, buf, 100, 0))>0){
```

```
    write(1,buf,r);
  }
  if(r==-1){
    perror("recv()");
    return 1;
  }
  send(sd_c, "xyz", 3, 0);
  close(sd_c);
  return 0;
}
```

8.1.4.2. Comunicare prin datagrame

Mai jos este descris un client UDP/IPv4 care se conectează la un server specificat prin numele maşinii sau adresa IP şi numărul de port. Clientul trimite serverului o datagramă de 4 octeţi conţinând textul `abcd` şi aşteaptă o datagramă ca răspuns, a cărei conţinut îl afişează.

```
#include <sys/socket.h>
#include <netinet/in.h>
#include <netdb.h>
#include <stdio.h>
#include <unistd.h>
#include <string.h>
#include <arpa/inet.h>
int main(int argc, char* argv[])
{
  int port, sd, r;
  struct hostent* hh;
  struct sockaddr_in adr;
  socklen_t adr_size;
  char buf[100];
  if(argc!=3){
    fprintf(stderr, "Utilizare: cli adresa port\n");
    return 1;
  }
  memset(&adr, 0, sizeof(adr));
  adr.sin_family = AF_INET;
  if(1!=sscanf(argv[2], "%d", &port)){
    fprintf(stderr, "numarul de port trebuie sa fie un numar\n");
    return 1;
  }
  adr.sin_port = htons(port);
  hh=gethostbyname(argv[1]);
  if(hh==0 || hh->h_addrtype!=AF_INET || hh->h_length<=0){
```

```
    fprintf(stderr, "Nu se poate determina adresa serverului\n");
    return 1;
  }
  memcpy(&adr.sin_addr, hh->h_addr_list[0], 4);
  sd=socket(PF_INET, SOCK_DGRAM, 0);
  if(sd==-1){
    perror("socket()");
    return 1;
  }
  if(-1==sendto(sd, "abcd", 4, 0,
      (struct sockaddr*)&adr, sizeof(adr)) )
  {
    perror("sendto()");
    return 1;
  }
  adr_size=sizeof(adr);
  r=recvfrom(sd, buf, 100, 0,
      (struct sockaddr*)&adr, &adr_size);
  if(r==-1){
    perror("recvfrom()");
    return 1;
  }
  printf("datagrama primita de la de la %s:%d\n",
      inet_ntoa(adr.sin_addr),
      ntohs(adr.sin_port)
  );
  buf[r]=0;
  printf("continut: \"%s\"\n", buf);
  close(sd);
  return 0;
}
```

În continuare descriem un server UDP/IPv4. Acesta aşteaptă o datagramă de la un client, afişează adresa de la care a fost trimisă datagrama precum şi conţinutul datagramei primite. Apoi trimite înapoi, la adresa de la care a sosit datagrama de la client, o datagramă conţinând şirul de 3 octeţi xyz.

```
#include <sys/socket.h>
#include <netinet/in.h>
#include <arpa/inet.h>
#include <netdb.h>
#include <stdio.h>
#include <unistd.h>
#include <string.h>
```

```
int main(int argc, char* argv[])
{
  int sd, port, r;
  struct sockaddr_in my_addr, cli_addr;
  socklen_t cli_addr_size;
  char buf[101];
  if(argc!=2){
    fprintf(stderr, "Utilizare: srv port\n");
    return 1;
  }
  memset(&my_addr, 0, sizeof(my_addr));
  my_addr.sin_family = AF_INET;
  if(1!=sscanf(argv[1], "%d", &port)){
    fprintf(stderr, "numarul de port trebuie sa fie un numar\n");
    return 1;
  }
  my_addr.sin_port=htons(port);
  my_addr.sin_addr.s_addr=htonl(INADDR_ANY);
  sd=socket(PF_INET, SOCK_DGRAM, 0);
  if(-1==bind(sd, (struct sockaddr*)&my_addr,
        sizeof(my_addr)) )
  {
    perror("bind()");
    return 1;
  }
  cli_addr_size=sizeof(cli_addr);
  r=recvfrom(sd, buf, 100, 0,
      (struct sockaddr*)&cli_addr, &cli_addr_size);
  if(r==-1){
    perror("recvfrom()");
    return 1;
  }
  printf("datagrama primita de la de la %s:%d\n",
      inet_ntoa(cli_addr.sin_addr),
      ntohs(cli_addr.sin_port)
  );
  buf[r]=0;
  printf("continut: \"%s\"\n", buf);
  sendto(sd, "xyz", 3, 0,
      (struct sockaddr*)&cli_addr, cli_addr_size);
  close(sd);
  return 0;
}
```

8.2. Formatarea datelor

Diferite formate de reprezentare a datelor pe conexiune au fost descrise în capitolul 7. În acest paragraf ne vom ocupa de problemele privind transmiterea şi recepţia datelor în astfel de formate.

8.2.1. Formate binare

Formatele binare sunt asemănătoare cu formatele utilizate de programele compilate pentru stocarea datelor în variabilele locale. Până la un punct, este rezonabilă transmiterea unei informaţii prin instrucţiuni de forma

```
Tip msg;
...
send(sd, &msg, sizeof(msg), 0);
```

şi recepţia prin

```
Tip msg;
...
recv(sd, &msg, sizeof(msg), MSG_WAITALL);
```

unde `Tip` este un tip de date oarecare declarat identic în ambele programe (emiţător şi receptor).

Există însă câteva motive pentru care o astfel de abordare nu este, în general, acceptabilă. Vom descrie în continuare problemele legate de fiecare tip de date în parte, precum şi câteva idei privind rezolvarea lor.

8.2.1.1. Tipuri întregi

La transmiterea variabilelor întregi apar două probleme de portabilitate:

- dimensiunea unui întreg nu este, în general, standardizată exact (în C/C++ un `int` poate avea 16, 32 sau 64 de biţi);
- ordinea octeţilor în memorie (*big endian* sau *little endian*) depinde de arhitectura calculatorului.

Dacă scriem un program pentru un anumit tip de calculatoare şi pentru un anumit compilator, pentru care ştim exact dimensiunea unui `int` şi ordinea octeţilor, putem transmite şi recepţiona date prin secvenţe de tipul:

```
int a;
...
send(sd, &a, sizeof(a), 0);
```

pentru emiţător şi

```
int a;
...
recv(sd, &a, sizeof(a), MSG_WAITALL);
```

pentru receptor. Dacă însă emiţătorul este compilat pe o platformă pe care `int` are 16 biţi şi este reprezentat *big endian*, iar receptorul este compilat pe o platformă pe care `int` are 32 de biţi şi este *little endian*, cele două programe nu vor comunica corect.

Pentru a putea scrie programe portabile, biblioteca C standard pe sisteme de tip UNIX conţine, în header-ul `arpa/inet.h`:

- `typedef`-uri pentru tipuri întregi de lungime standardizată (independentă de compilator): `uint16_t` de 16 biţi şi `uint32_t` de 32 de biţi;
- funcţii de conversie între formatul locat (*little endian* sau *big endian*, după caz) şi formatul *big endian*, utilizat cel mai adesea pentru datele transmise în Internet. Aceste funcţii sunt: `htons()` şi `htonl()` (de la *host to network, short*, respectiv *host to network, long*), pentru conversia de la format local la format *big endian* (numit şi *format reţea*), şi `ntohs()` şi `ntohl()` pentru conversia în sens invers. Variantele cu `s` (`htons()` şi `ntohs()`) convertesc întregi de 16 biţi (de tip `uint16_t`, iar cele cu `l` convertesc întregi de 32 de biţi (`uint32_t`).

Implementarea acestor `typedef`-uri şi functii depinde de platformă (de arhitectură şi de compilator). Utilizarea lor permite ca restul sursei programului să nu depindă de platformă.

Transmiterea unui întreg, într-un mod portabil, se face astfel:

```
uint32_t a;
...
a=htonl(a);
send(sd, &a, sizeof(a), 0);
```

```
uint32_t a;
...
recv(sd, &a, sizeof(a), MSG_WAITALL);
a=ntohl(a);
```

Indiferent pe ce platformă sunt compilate, fragmentele de mai sus emit, respectiv recepţionează, un întreg reprezentat pe 32 de biţi în format *big endian*.

8.2.1.2. Şiruri de caractere şi tablouri

Transmiterea sau memorarea unui tablou necesită transmiterea (respectiv memorarea), într-un fel sau altul, a numărului de elemente din tablou. Două metode sunt frecvent utilizate în acest scop: transmiterea în prealabil a numărului de elemente şi transmiterea unui element cu valoare speciale (terminator) după ultimul element.

Pe lângă numărul de elemente efective ale tabloului este necesară cunoaşterea numărului de elemente alocate. La reprezentarea în memorie sau în fişiere pe disc, sunt utilizate frecvent tablouri de dimensiune fixată la compilare. Avantajul dimensiunii fixe este că variabilele situate după tabloul respectiv se pot plasa la adrese fixe şi pot fi accesate direct; dezavantajul este un consum sporit de memorie şi o limită mai mică a numărului de obiecte ce pot fi puse în tablou.

La transmiterea tablourilor prin conexiuni în reţea, de regulă numărul de elemente transmise este egal cu numărul de elemente existente în mod real, plus elementul terminator (dacă este adoptată varianta cu terminator). Nu sunt utilizate tablouri de lungime fixă deoarece datele situate după tablou oricum nu pot fi accesate direct.

În cazul reprezentării cu număr de elemente, receptorul citeşte întâi numărul de elemente, după care alocă spaţiu (sau verifică dacă spaţiul alocat este suficient) şi citeşte elementele. În cazul reprezentării cu terminator, receptorul citeşte pe rând fiecare elemen şi-i verifică valoarea; la întâlnirea terminatorului se opreşte. Înainte de-a citi fiecare element, receptorul trebuie să verifice dacă mai are spaţiu alocat pentru acesta, iar în caz contrar fie să realoce spaţiu pentru tablou şi să copieze în spaţiul nou alocat elementele citite, fie să renunţe şi să semnaleze eroare.

Exemplul 8.2: Se cere transmiterea unui şir de caractere. Reprezentarea şirului pe conexiune este: un întreg pe 16 biţi *big endian* reprezentând lungimea şirului, urmat de şirul propriu-zis (reprezentare diferită deci de reprezentarea uzuală în memorie, unde şirul se termină cu un caracter nul). Descriem în continuare emiţătorul:

```
char* s;
uint16_t l;
...
l=htons(strlen(s));
send(sd, &l, 2, 0);
send(sd, s, strlen(s), 0);
```

şi receptorul:

```
char* s;
uint16_t l;
if(2==recv(sd, &l, 2, MSG_WAITALL) &&
  0!=(s=new char[l=ntohs(l)+1]) &&
  l==recv(sd, s, l, MSG_WAITALL)){
    s[l]=0;
    // sir citit cu succes
} else {
    // tratare eroare
}
```

De remarcat la receptor necesitatea de-a reface terminatorul nul, netransmis prin reţea.

Exemplul 8.3: Se cere transmiterea unui şir de caractere. Reprezentarea pe conexiune va fi ca un şir de caractere urmat de un caracter nul (adică reprezentare identică celei din memorie, dar pe lungime variabilă, egală cu minimul necesar). Emiţătorul este:

```
char* s;
...
send(sd, s, strlen(s)+1, 0);
```

Receptorul:

```
char s[500];
int dim_alloc=500, pos, ret;
while(pos<dim_alloc-1 &&
  1==(ret=recv(sd, s+pos, 1, 0)) &&
  s[pos++]!=0) {}
if(ret==1 && s[pos-1]==0){
    // sir citit cu succes
} else {
    // tratare eroare
}
```

8.2.1.3. Variabile compuse (`struct`-uri)

La prima vedere, variabilele compuse (`struct`-urile) sunt reprezentate la fel şi în memorie şi pe conexiune — se reprezintă câmpurile unul după altul — şi ca urmare transmiterea lor nu ridică probleme deosebite.

Din păcate însă, reprezentarea unei structuri în memorie depinde de platformă (arhitectura calculatorului şi compilator), datorită problemelor

privind alinierea întregilor. Din considerente legate de arhitectura magistralei de date a calculatorului (detalii ce ies din cadrul cursului de faţă), accesarea de către procesor a unei variabile de tip întreg sau real a cărui adresă în memorie nu este multiplu de un anumit număr de octeţi este pentru unele procesoare imposibilă iar pentru celelalte ineficientă. Numărul ce trebuie să dividă adresa se numeşte *aliniere* şi este de obicei minimul dintre dimensiunea variabilei şi lăţimea magistralei. Astfel, dacă magistrala de date este de 4 octeţi, întregii de 2 octaţi trebuie să fie plasaţi la adrese pare, iar întregii de 4 sau 8 octeţi trebuie să fie la adrese multiplu de 4; nu există restricţii cu privire la caractere (întregi pe 1 octet). Compilatorul, împreună cu funcţiile de alocare dinamică a memoriei, asigură alinierea recurgând la următoarele metode:

- adaugă octeţi nefolosiţi între variabile,
- adaugă octeţi nefolosiţi între câmpurile unei structuri,
- adaugă octeţi nefolosiţi la finalul unei structuri ce face parte dintr-un tablou,
- alocă variabilele de tip structură la adrese multiplu de o lăţimea magistralei.

Ca urmare, reprezentarea în memorie a unei strcturi depinde de platformă şi, în consecinţă, un fragment de cod de forma:

```
struct Msg {
  char c;
  uint32_t i;
};
Msg m;
...
m.i=htonl(m.i);
send(sd, &m, sizeof(m), 0);
```

este neportabil. În funcţie de lăţimea magistralei, de faptul că alinierea incorectă duce la imposibilitatea accesării variabilei sau doar la ineficienţă şi, în acest din urmă caz, de opţiunile de compilare, dimensiunea structurii `Msg` de mai sus poate fi 5, 6 sau 8 octeţi, între cele două câmpuri fiind respectiv 0, 1 sau 3 octeţi neutilizaţi.

Rezolvarea problemei de portabilitate se face transmiţând separat fiecare câmp:

```
struct Msg {
  char c;
  uint32_t i;
```

```
};
Msg m;
...
m.i=htonl(m.i);
send(sd, &m.c, 1, 0);
send(sd, &m.i, 4, 0);
```

8.2.1.4. Pointeri

Deoarece un pointer este o adresă în cadrul unui proces, transmiterea unui pointer către un alt proces este complet inutilă.

8.2.2. Formate text

Într-un format text, fiecare câmp este în esenţă un şir de caractere terminat cu spaţiu, tab, *newline* sau un alt caracter specificat prin standard. Metodele descrise pentru transmiterea şi recepţionarea unui şir de caractere se aplică şi la obiectele transmise în formate de tip text.

8.2.3. Probleme de robusteţe şi securitate

Orice apel de funcţie sistem poate eşua din multe motive; ca urmare, la fiecare apel `send()` sau `recv()` programul trebuie să verifice valoarea returnată.

Un receptor robust trebuie să se comporte rezonabil la orice fel de date trimise de partenerul de comunicaţie, inclusiv în cazul încălcării de către acesta a standardului de reprezentare a datelor şi inclusiv în cazul în care emiţătorul închide conexiunea în mijlocul transmiterii unei variabile.

Validitatea datelor trebuie verificată întotdeauna după citire. Dacă receptorul aşteaptă un întreg pozitiv, este necesar să se verifice prin program că numărul primit este într-adevăr pozitiv. Este de asemenea necesar să se stabilească şi să se impună explicit nişte limite maxime. Astfel, să presupunem că programul receptor primeşte un şir de întregi reprezentat prin lungimea, ca număr de elemente, pe 32 de biţi, urmată de elementele propriu-zise. Chiar dacă de principiu numărul de elemente ne aşteptăm să fie între 1 şi câteva sute, trebuie să ne asigurăm că programul se comportă rezonabil dacă numărul de elemente anunţat de emiţător este 0, 2147483647 (adică $2^{31}-1$) sau alte asemenea valori. Comportament rezonabil înseamnă fie să fie capabil să proceseze corect datele, fie să declare eroare şi să încheie curat operaţiile începute.

Orice program care nu este robust este un risc de securitate.

8.2.4. Probleme privind costul apelurilor sistem

Apelul funcţiilor `send()` şi `recv()` este scump, în termeni de timp de procesor, deoarece, fiind funcţii sistem, necesită o comutare de drepturi în procesor, salvarea şi restaurarea contextului apelului şi o serie de verificări din partea nucleului sistemului de operare; în total, echivalentul câtorva sute de instrucţiuni. Acest cost este independent de numărul de octeţi transferaţi.

Este, prin urmare, eficient ca fiecare apel `send()` sau `recv()` să transfere cât de mulţi octeţi se poate. Un program care trimite date este bine să pregătească datele într-o zonă tampon locală şi să trimită totul printr-un singur apel `send()`. Un program care primeşte date este bine să ceară (prin `recv()`) câte un bloc mai mare de date şi apoi să analizeze datele primite. Acest mod de lucru se realizează cel mai bine prin intermediul unor funcţii de bibliotecă adecvate.

Descriem în continuare funcţiile din biblioteca standard C utilizabile în acest scop. Biblioteca poate fi utilizată atât pentru emisie şi recepţie printr-o conexiune *socket stream* cât şi pentru citire sau scriere într-un fişier sau pentru comunicare prin *pipe* sau *fifo*.

Elementul principal al bibliotecii este structura `FILE`, ce conţine:

- un identificator de fişier deschis, conexiune *socket stream*, *pipe* sau *fifo*;
- o zonă de memorie tampon, împreună cu variabilele necesare gestionării ei.

Funcţiile de citire ale bibliotecii sunt `fread()`, `fscanf()`, `fgets()` şi `fgetc()`. Fiecare dintre aceste funcţii extrage datele din zona tampon a structurii `FILE` dată ca parametru. Dacă în zona tampon nu sunt suficienţi octeţi pentru a satisface cererea, aceste funcţii apelează funcţia sistem `read()` asupra identificatorului de fişier din structura `FILE` pentru a obţine octeţii următori. Fiecare astfel de apel `read()` încearcă să citească câţiva kiloocteţi. Pentru fiecare din funcţiile de mai sus, dacă datele de returnat aplicaţiei se găsesc deja în zona tampon, costul execuţiei este de câteva instrucţiuni pentru fiecare octet transferat. Ca urmare, la citirea a câte un caracter o dată, utilizarea funcţiilor de mai sus poate reduce timpul de execuţie de câteva zeci de ori.

Exemplul 8.4: Fie următoarele fragmente de cod:

```
int sd;
char s[512];
int i,r;
...
while( ((r=recv(sd, s+i, 1, 0))==1 && s[i++]!=0 ) {}
```

şi

```
FILE* f;
char s[512];
int i,r;
...
while( (r=fgetc(f))!=EOF && (s[i++]=r)!=0) {}
```

Ambele fragmente de cod citesc de pe un *socket stream* un şir de octeţi terminat cu un caracter nul. Primul fragment de cod apelează `recv()` o dată pentru fiecare caracter al şirului. Al doilea fragment apelează `fgetc()` o dată pentru fiecare caracter al şirului. La o mică parte dintre aceste apeluri, functia `fgetc()` va apela în spate funcţia sistem `read()` pentru a citi efectiv datele de pe conexiune; la restul apelurilor, `fgetc()` returnează apelantului câte un caracter aflat deja în zona tampon. Ca rezultat global, al doilea fragment de cod se va executa de câteva zeci de ori mai repede decât primul.

Testarea închiderii conexiunii şi terminării datelor se poate face apelând funcţia `foef()`. De notat că această funcţie poate să returneze `false` chiar dacă s-a ajuns la finalul datelor; rezultatul `true` este garantat doar după o tentativă nereuşită de-a citi dincolo de finalul datelor transmise.

Pentru scriere, funcţiile de bibliotecă corespunzătoare sunt `fwrite()`, `fprintf()`, `fputs()` şi `fputc()`. Aceste funcţii scriu datele în zona tampon din structura `FILE`. Transmiterea efectivă pe conexiune (sau scrierea în fişier) se face automat la umplerea zonei tampon. Dacă este necesar să ne asigurăm că datele au fost transmise efectiv (sau scrise în fişier), funcţia `fflush()` efectuează acest lucru. Funcţia `fclose()` de asemenea trimite sau scrie ultimele date rămase în zona tampon.

Asocierea unei zone tampon unei conexiuni deja deschise se face apelând funcţia `fdopen()`. Funcţia `fdopen()` primeşte doi parametri. Primul parametru este identificatorul de socket căruia trebuie să-i asocieze zona tampon (identificatorul returnat de funcţia `socket()` sau `accept()`). Al doilea parametru specifică funcţiei `fdopen()` dacă trebuie să asocieze zona tampon pentru citire sau pentru scriere; este de tip şir de caractere şi poate avea valoarea `"r"` pentru citire sau `"w"` pentru scriere. Pentru un *socket stream*, cele două sensuri functionând complet independent, aceluiaşi socket i se pot asocia două zone tampon (două structuri `FILE`), câte una pentru fiecare sens.

Funcţia `fclose()` scrie informaţiile rămase în zona tampon (dacă zona tampon a fost creată pentru sensul de scriere), eliberează memoria alocată zonei tampon şi închide conexiunea.

8.3. Probleme de concurenţă în comunicaţie

O particularitate a majorităţii programelor ce comunică în reţea este aceea că trebuie să răspundă prompt la mesaje provenind din surse diferite şi într-o ordine necunoscută dinainte.

Să luăm de exemplu un server *ssh* (§ 11.2.1). Serverul poate avea mai mulţi clienţi conectaţi simultan. La fiecare moment, este imposibil de prezis care dintre clienţi va trimite primul o comandă.

Dacă serverul execută un apel `recv()` blocant de pe socket-ul unui client, serverul va fi pus în aşteptare până ce acel client va trimite date. Este posibil ca utilizatorul ce comandă acel client să stea 10 minute să se gândească. Dacă în acest timp un alt client trimite o comandă, serverul nu o va putea „vedea“ cât timp este blocat în aşteptarea datelor de la primul client. Ca urmare, datele de la al doilea client vor aştepta cel puţin 10 minute pentru a fi procesate.

Există mai multe soluţii la problema de mai sus:

- Serverul citeşte de la clienţi, pe rând, prin apeluri `recv()` neblocante (cu flagul `MSG_DONTWAIT`):

  ```
  for(i=0 ; true ; i=(i+1)%nr_clienti){
    r=recv(sd[i], buf, dim, MSG_DONTWAIT);
    if(r>=0 || errno!=EAGAIN){
      /* prelucreaza mesajul primit
      sau eroarea aparuta */
    }
  }
  ```

  În acest fel, serverul nu este pus în aşteptare dacă un client nu i-a trimis nimic. Dezavantajul soluţiei este acela că, dacă o perioadă de timp nici un client nu trimite nimic, atunci bucla se execută în mod repetat, consumând inutil timp de procesor.

- Pentru evitarea inconvenientului soluţiei anterioare, sistemele de operare de tip UNIX oferă o funcţie sistem, numită `select()`, care primeşte o listă de identificatori de *socket* şi, opţional, o durată, şi pune procesul în aşteptare până când fie există date disponibile pe vreunul din *socket*-ii daţi, fie expiră durata de timp specificată.

- O abordare complet diferită este aceea de-a crea mai multe procese — sau, în sistemele de operare moderne, mai multe fire de execuţie (thread-uri) în cardul procesului server — fiecare proces sau fir de execuţie urmărind un singur client. În acest caz, procesul sau firul de execuţie poate executa `recv()` blocant asupra socket-ului corespunzător clientului său. În lipsa

activităţii clienţilor, fiecare proces sau fir de execuţie al serverului este blocat în apelul `recv()` asupra socket-ului corespunzător. În momentul în care un client trimite date, nucleul sistemului de operare trezeşte procesul sau firul ce executa `recv()` pe socket-ul corespunzător; procesul sau firul execută prelucrările necesare după care probabil execută un nou `recv()` blocant.

Cazul unui server cu mai mulţi clienţi nu este singura situaţie în care este nevoie de a urmări simultan evenimente pe mai multe canale. Alte situaţii sunt:

- un client care trebuie să urmărească simultan acţiunile utilizatorului şi mesajele sosite de la server;
- un server care poate trimite date cu debit mai mare decât capacitatea reţelei sau capacitatea de prelucrare a clientului; în acest caz serverul are de urmărit simultan, pe de o parte noi cereri ale clienţilor, iar pe de altă parte posibilitatea de-a trimite noi date spre clienţi în urma faptului că vechile date au fost prelucrate de aceştia.
- un server care trebuie să preia mesaje de la clienţii conectaţi şi, în acelaşi timp, să poată accepta clienţi noi.

Un aspect important ce trebuie urmărit în proiectarea unui server concurent este servirea echitabilă a clienţilor, independent de comportamentul acestora. Dacă un client trimite cereri mai repede decât este capabil serverul să-l servească, serverul trebuie să execute o parte din cereri, apoi să servească cereri ale celorlalţi clienţi, apoi să revină la primul şi să mai proceseze o parte din cereri şi aşa mai departe. Nu este permis ca un client care inundă serverul cu cereri să acapareze întreaga putere de calcul a serverului şi ceilalţi clienţi să aştepte la infinit.

Capitolul 9

Reţele IEEE 802

Vom studia în continuare standardul utilizat de cele mai multe reţele locale. IEEE 802 defineşte de fapt o familie de tipuri de reţele locale, dintre care cele mai des întâlnite sunt:

- reţele *Ethernet* (de 10, 100 sau 1000 Mbit/s), construite conform standardului IEEE 802.3;
- reţele numite *Wireless Ethernet*, conform standardului IEEE 802.11.

9.1. Reţele IEEE 802.3 (Ethernet)

Cele mai multe reţele locale (reţele cu întinderi geografice reduse, de până la câţiva kilometri) sunt construite pe baza standardului IEEE 802.3 [IEEE 802.3, 2005]. Astfel de reţele mai sunt numite, în mod curent, reţele *Ethernet* (denumirea standardului original, din care a fost dezvoltat standardul IEEE 802.3) sau reţele *UTP 10/100/1000* (UTP vine de la *unshielded twisted pairs — perechi torsadate neecranate* — şi desemnează tipul de cablu utilizat cel mai frecvent în instalaţiile actuale, iar 10/100/1000 sunt capacităţile posibile ale legăturilor, măsurate în megabiţi pe secundă).

Standardul este complex (are peste 1500 de pagini) şi a rezultat în urma unei evoluţii întinse pe mai mult de 20 de ani. În cele ce urmează vom trece în revistă aspectele mai importante.

Componentele din care se realizează o reţea Ethernet sunt:

Interfaţa de reţea sau *placa de reţea* (engl. *Network Interface Card — NIC*) este dispozitivul prin care se conectează un calculator la reţea.

Cablul magistrală. O reţea constrită cu cablu magistrală consta într-un cablu, format din două conductoare izolate între ele, la care sunt

conectate, în paralel, interfeţele de reţea ale calculatoarelor (fig. 9.1). În acest sistem, semnalul emis de orice interfaţă de reţea este recepţionat de toate celelalte interfeţe de reţea conectate la acel cablu.

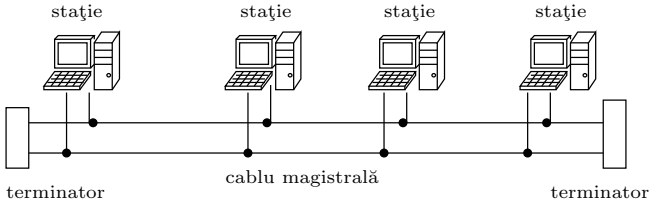


Figura 9.1: O reţea Ethernet construită cu un cablu magistrală

Comunicaţia se face prin pachete de dimensiune variabilă.

Două interfeţe care emit simultan îşi bruiază reciproc semnalele emise; este necesar deci un mecanism de control al accesului la mediu (vezi § 4.2). IEEE 802.3 alege soluţia cu detectarea coliziunilor şi retransmiterea pachetelor distruse de coliziuni.

Deoarece fiecare interfaţă de reţea „aude“ toate pachetele emise în reţea, este prevăzut un mecanism prin care interfaţa să identifice şi să livreze sistemului de operare numai pachetele ce îi sunt destinate. Anume, fiecare interfaţă de reţea are o adresă unică, numită *adresă fizică* sau *adresă MAC* şi fiecare pachet poartă adresa sursei şi adresa destinaţiei.

Repetorul (engl. *repeater*) este un dispozitiv care este conectat la mai multe cabluri de reţea şi copiază pachetele de date de pe fiecare cablu pe celelalte.

Repetorul este conectat la fiecare cablu de reţea întocmai ca o interfaţă de reţea a unui calculator. Interfaţa repetorului către cablul de reţea se numeşte *port*.

Oridecâteori repetorul recepţionează un pachet printr-unul dintre porturile sale (printr-unul din cablurile de reţea conectate la repetor), îl retransmite (repetă) pe toate celelalte cabluri de reţea conectate (toate cu excepţia celui prin care a intrat pachetul). Retransmiterea se face cu întârziere de ordinul duratei câtorva biţi, în orice caz mai puţin decât durata unui pachet. Dacă repetorul recepţionează simultan pachete prin două sau mai multe porturi, consideră că are loc o *coliziune* şi semnalizează acest lucru emiţând, prin toate porturile, un semnal special de anunţare a coliziunii. Acest semnal de coliziune se propagă în toată reţeaua.

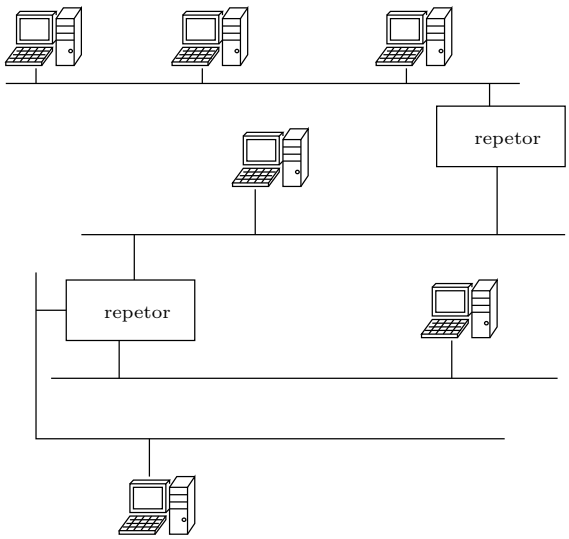


Figura 9.2: O reţea construită din mai multe cabluri magistrală interconectate prin repetoare.

Repetoarele permit construirea unei reţele întinse pe o distanţă mai mare decât lungimea maximă a unui singur cablu (lungime limitată de atenuarea semnalului pe cablu). O reţea construită cu repetoare este desenată în figura 9.2.

Odată cu ieftinirea repetoarelor, a devenit curentă utilizarea câte unui cablu pentru conectarea fiecărui calculator la un repetor. În acest fel, un cablu de reţea va avea legate la el doar două echipamente: fie o interfaţă de reţea şi un repetor, fie două repetoare, fie două interfeţe de reţea (în acest din urmă caz rezultă o reţea formată doar din două calculatoare). De regulă, cablul de legătură folosit în aceste cazuri este o legătură duplex (vezi mai jos) şi poate conecta doar două echipamente. Repetoarele utilizate în această situaţie se mai numesc *hub*-uri (engl. hub = butuc de roată).

Comutatoarele. Un *comutator* (eng. *switch*) este un dispozitiv asemănător cu un repetor, dar cu următoarele modificări:

- este capabil să memoreze câte un pachet întreg pentru fiecare port;
- dacă primeşte simultan două sau mai multe pachete, le memorează şi le retransmite pe rând;
- dacă este posibil, în loc să retransmită un pachet prin toate porturile comutatorului, îl retrimite doar pe calea către interfaţa de reţea

căreia îi este destinat pachetul (a se vedea § 9.1.5 pentru detalii).

Legăturile duplex. Cablurile de legătură între două echipamente pot fi făcute cu căi independente pentru cele două sensuri. Dacă şi echipamentele conectate sunt capabile să emită şi să recepţioneze simultan, este posibilă realizarea unei comunicaţii duplex între cele două echipamente.

Există în cadrul IEEE 802.3 mai multe sub-standarde legate de nivelul fizic, privitoare la cablurile de legătură între echipamente. Cu excepţia debitului de comunicaţie şi a existenţei sau absenţei posibilităţii comunicaţiei duplex, tipul cablului de legătură ales nu afectează restul reţelei.

Pentru echipamente capabile să funcţioneze după mai multe standarde privind nivelul fizic (debite diferite şi mod semi-duplex sau duplex), există un protocol de negociere al modului de transmisie la nivel fizic folosit; acesta va fi studiat în § 9.1.1 cu ocazia prezentării standardului 10 Base T.

9.1.1. Legături punct la punct prin perechi de conductoare

Grupăm la un loc studiul legăturilor punct la punct prin perechi de conductoare datorită multiplelor aspecte comune între toate tipurile de astfel de legături admise de standard.

Toate aceste variante de legături sunt gândite pentru a realiza un cablaj ieftin şi fiabil în interiorul unei singure clădiri.

În toate cazurile, mediul de transmisie este format din două sau patru perechi de conductoare torsadate. Cu cablurile recomandate de standard, lungimea maximă a unei legături este de 100 m.

Condiţiile de izolare electrică şi de pământare nu permit utilizarea sigură pentru legături aeriene prin exteriorul clădirilor. Pentru astfel de scopuri standardul recomandă utilizarea fibrelor optice.

Descriem în continuare particularităţile tuturor standardelor privitoare la nivelul fizic construit pe perechi torsadate.

10 Base T . Este o legătură duplex la 10 Mbit/s utilizând două perechi de conductoare torsadate, câte o perechie pentru fiecare sens (4 conductoare în total). Denumirea standardului vine de la viteza de comunicaţie (10 Mbit/s), codificarea (în banda de bază) şi tipul mediului (*Twisted pairs — perechi torsadate*).

Cablul de legătură constă, aşa cum am văzut, din 4 conductoare izolate. Conductoarele sunt împerecheate 2 câte 2 (formând deci 2 perechi). În cadrul fiecărei perechi, conductoarele sunt răsucite unul în jurul celuilalt

pentru reducerea interferenţelor cu câmpurile electromagnetice din jur. Caracteristicile electrice ale cablurilor, specificate prin standard, sunt în general îndeplinite de către tronsoanele de până la 100 m construite din cablurile folosite în mod curent pentru reţeaua telefonică şi clasificate, în sistemul american de telefonie, *UTP Cat 3*(UTP de la *Unshielded Twisted Pairs — perechi torsadate neecranate*, iar *Cat 3*, de la *Category 3*).

Dăm în continuare, cu titlu informativ, câteva caracteristici:

- impedanţa caracteristică: 100 Ω;
- atenuare: maxim 11,5 dB pentru tot tronsonul de cablu (de fapt acesta este parametrul care limitează lungimea unui tronson de cablu; dacă folosim un cablu cu atenuarea pe 200 m mai mică de 11,5 dB, putem cabla un tronson de 200 m cu astfel de cablu fără probleme);
- timpul de propagare al semnalului: maxim 1000 ns. Standardul cere, în plus, ca viteza de propagare să fie cel puţin $0{,}585 \cdot c$ (adică cel puţin de 0,585 de ori viteza luminii în vid).

Conectarea cablului la interfaţa de reţea sau la repetoare se realizează prin intermediul unui conector cu 8 pini, asemănător cu cel de telefon, standardizat sub numele RJ45.

Utilizarea pinilor este următoarea: emisia între pinii 1 şi 2 şi recepţia între pinii 3 şi 6. Pinii 4, 5, 7 şi 8 sunt neutilizaţi.

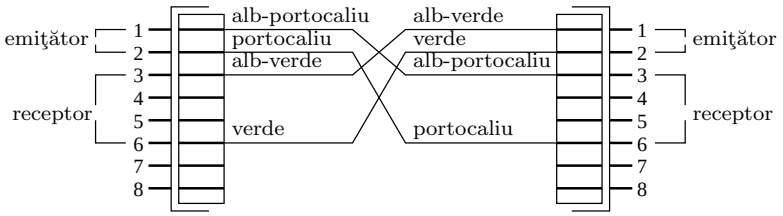
Conductoarele legate la emiţător la un capăt trebuie legate la receptor la celălalt capăt (fig. 9.3). Acest lucru se poate realiza în două moduri:

1. Legarea cablului la conectoare se face „în X“: pinul 1 de pe un conector se leagă la pinul 3 de pe celălalt conector, 2 cu 6, 3 cu 1 şi respectiv 6 cu 2, conform fig. 9.3(a)). Un astfel de cablu se numeşte *cablu inversor* sau *cablu X*.
2. Cablul este „unu-la-unu“(adică pinul 1 de pe un conector este legat cu pinul 1 de pe celălalt conector, 2 cu 2, 3 cu 3 şi 6 cu 6), iar inversarea se face în dispozitivul de la un capăt al cablului, prin legarea inversată a conectorului la circuite: pinii 1 şi 2 la receptor şi 3 şi 6 la emiţător, ca în fig. 9.3(b).

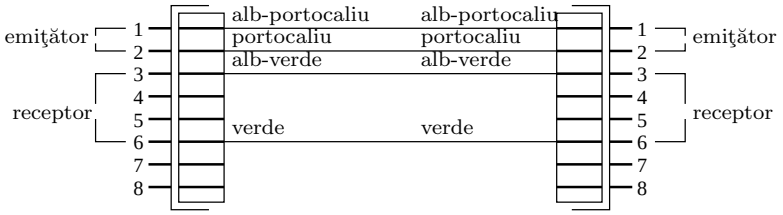
   Standardul recomandă inversarea legăturilor în conectoarele repetoarelor şi cere marcarea conectoarelor cu inversare printr-un simbol „X“.

Conectarea a două echipamente prevăzute cu inversare în conector se face cu ajutorul unui cablu inversor, ca în figura 9.3(c).

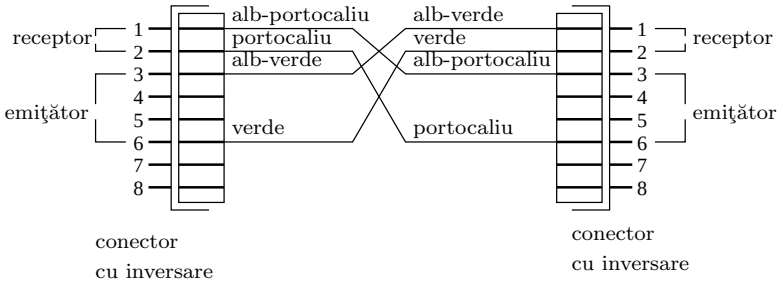
Există şi dispozitive care detectează automat pinii folosiţi la emisie şi recepţie. Aceste dispozitive sunt desemnate *auto MDI/MDIX*. Dacă la unul



(a) Inversare realizată în cablul de legătură



(b) Inversare realizată de unul dintre dispozitivele de la capete



(c) Conectarea a două echipamente prevăzute cu inversare în conector

Figura 9.3: Conectarea a două echipamente 10 Base T. Sunt date şi culorile standard pentru izolaţiile conductoarelor din cablu.

dintre capete se găseşte un astfel de dispozitiv, se poate utiliza atât cablu unu-la-unu cât şi cablu inversor, fără nici un fel de restricţii. Mecanismul de detectare a pinilor utilizaţi se bazează pe pulsurile pentru verificarea mediului, descrise mai jos.

Transmiterea biţilor se face în codificare Manchester. Cele două nivele de tensiune, la emiţător, sunt unul între 2,2 V şi 2,8 V şi celălalt între −2,2 V şi −2,8 V.

Pe lângă transmiterea informaţiei utile, standardul prevede emiterea periodică, de către fiecare echipament, a unui puls de testare a cablului. O interfaţă de reţea sau un repetor care nu primeşte periodic pulsuri de test de la celălalt capăt va „deduce“ că legătura nu este validă. Starea legăturii este semnalată printr-un led; de asemenea, plăcile de reţea semnalează starea legăturii printr-un bit de control ce poate fi citit de driver-ul plăcii de reţea.

O adăugire ulterioară la standard prevede ca în secvenţa de pulsuri de testare a cablului să se codifice disponibilitatea echipamentului ce le emite de a funcţiona în regim duplex sau la o viteză mai mare de 10 Mbit/s (adică conform unuia din standardele descrise mai jos). Un echipament capabil de comunicaţie duplex şi care este informat că echipamentul de la celălalt capăt este capabil de asemenea de comunicaţie duplex va intra automat în mod duplex.

Un echipament vechi, datând dinaintea acestei adăugiri la standard, va funcţiona numai în regim semiduplex. Păstrarea compatibilităţii este asigurată de faptul că echipamentul vechi va înţelege pulsurile doar ca testarea liniei, iar pulsurile generate de el este puţin probabil să coincidă întâmplător cu pulsurile de negociere a modului de transmisie.

100 Base Tx. Este foarte asemănător cu 10 Base T, dar obţine o viteză de transmisie de 100 Mbit/s.

Cablul constă tot din două perechi de conductoare torsadate, însă cu proprietăţi mai bune de transmitere a semnalului (obţine aceleaşi caracteristici de atenuare până la frecvenţe de 10 ori mai mari). Cablurile utilizate sunt cele desemnate *UTP Cat 5*. Lungimea maximă a unui tronson este de 100 m.

Conectoarele şi utilizarea pinilor sunt identice cu 10 Base T. Din acest motiv un cablu pentru 100 Base Tx poate fi întotdeauna utilizat la o legătură 10 Base T.

În general, echipamentele capabile să opereze conform standardului 100 Base Tx sunt capabile să lucreze şi cu 10 Base T. Stabilirea vitezei se face printr-un mecanism similar cu cel utilizat la 10 Base T pentru negocierea modului semiduplex sau duplex. Trebuie însă spus că mecanismul de negociere

nu testează şi calitatea cablului; din acest motiv, dacă legăm o placă de reţea de 100 Mbit/s la un hub sau switch de 100 Mbit/s printr-un cablu ce nu permite 100 Mbit/s (de exemplu *Cat 3* în loc de *Cat 5*), este necesar să configurăm manual viteza de 10 Mbit/s.

100 Base T4. Transmite 100 Mbit/s semi-duplex, utilizând cabluri *Cat 3*. Sunt necesare 4 perechi de conductoare (8 conductoare în total).

Câte o pereche de conductoare este rezervată pentru fiecare sens. Celelalte două perechi se utilizează în sensul în care are loc efectiv transmiterea informaţiei (adică, întotdeauna trei perechi sunt utilizate pentru transmiterea informaţiei şi a patra este temporar nefolosită).

Codificarea informaţiei este mai specială, utilizând 3 nivele de semnalizare în loc de obişnuitele 2 şi transmiţând simultan pe trei canale, pentru a obţine un semnal ce se încadrează în banda de trecere a unui cablu *Cat 3*.

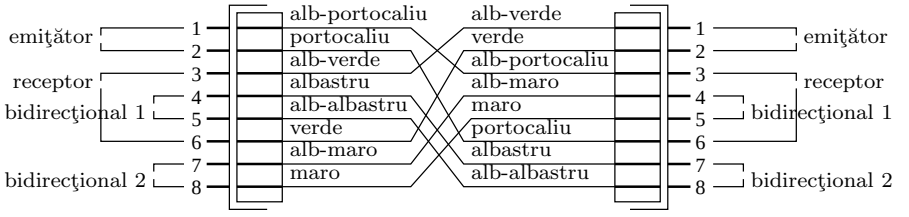


Figura 9.4: Utilizarea pinilor şi conectarea între echipamente la 100 Base T4.

Conectoarele sunt tot RJ45, cu următoarea utilizare a pinilor: emisie: pinii 1 şi 2; recepţie: 3 şi 6, bidirecţional 1: pinii 4 şi 5; bidirecţional 2: pinii 7 şi 8. Ca şi la celelalte cabluri, descrise mai sus, este necesară o încrucişare, realizată fie în cablu, fie în conectorul unuia dintre echipamente. Standardul cere inversarea atât a emisiei cu recepţia cât şi a celor două legături bidirecţionale (fig. 9.4).

Întrucât în majoritatea instalaţiilor sunt disponibile cabluri *Cat 5*, utilizarea standardului 100 Base T4 este extrem de rară.

100 Base T2. Transmite 100 Mbit/s duplex, utilizând două perechi *Cat 3*. Ca şi la 100 Base T4, se utilizează o codificare complicată, însă obţine performanţele lui 100 Base Tx pe cabluri identice cu cele folosite de 10 Base T.

Utilizarea lui este rară, datorită răspândirii cablului *Cat 5*.

1000 Base T. Transmite 1 Gbit/s duplex, utilizând 4 perechi *Cat 5*.

Legătura constă în patru perechi torsadate (8 conductoare) conforme *Cat 5*, de lungime maxim 100 m.

Se utilizează o schemă de codificare mai complicată, ce utilizează fiecare pereche de conductoare în regim duplex.

Conectoarele folosite sunt tot RJ45. Din raţiuni de compatibilitate, legăturile trebuie să realizeze aceeaşi inversare a unor perechi de fire ca şi la 100 Base T4 (fig. 9.4).

Majoritatea plăcilor de reţea şi celorlalte echipamente pentru reţele IEEE 802.3, produse recent şi desemnate *Ethernet gigabit*, implementează standardele 10 Base T, 100 Base Tx şi 1000 Base T.

1000 Base Cx. Transmite 1 Gbit/s duplex utilizând 2 perechi de conductoare de construcţie specală.

Se utilizează câte o pereche pentru fiecare sens.

Standardul permite două tipuri de conectoare: conectoare trapezoidale cu 9 pini (identice cu cele utilizate pentru porturile seriale) sau nişte conectoare cu 8 pini asemănătoare, dar incompatibile, cu RJ45.

Datorită incompatibilităţii cu 10 Base T şi 100 Base Tx, puţine echipamente utilizează 1000 Base Cx.

Realizarea practică a cablajelor

Cablurile *UTP Cat 5* folosite au de obicei 4 perechi de fire torsadate (8 fire în total), invelite toate într-o teacă protectoare. Doar 2 perechi (4 fire) sunt utilizate efectiv de legăturile 10 Base T şi 100 Base Tx.

În cadrul fiecărei perechi, unul din fire are izolaţia într-o culoare plină iar celălalt este combinat, alb alternând cu culoarea firului pereche. Culorile folosite pentru perechi sunt portocaliu, verde, albastru şi maro. Menţionăm că se comercializează, din păcate, şi cabluri în care firele ce ar trebui să fie colorate cu alb plus o culoare sunt doar albe şi, ca urmare, pentru a le identifica este necesar să se desfacă teaca protectoare pe o lungime suficient de mare pentru a vedea cum sunt torsadate firele (care cu care este împerecheat prin răsucire).

Schema de conectare standardizată este dată în tabela 9.1. Varianta „normal“ este utilizată la cablurile unu-la unu, precum şi la unul din capetele cablurilor inversoare. Varianta „inversat“ este utilizată la celălalt capăt al cablurilor inversoare. Varianta „semi-inversat“ a fost utilizată frecvent pentru al doilea capăt al cablurilor inversoare, dar nu funcţionează decât pentru reţele 10 Base T şi 100 Base Tx, care nu utilizează deloc perechile albastru şi maro. Pentru 1000 Base T, varianta „semi-inversat“ nu este prevăzută de standard; ca urmare unele echipamente funcţionează cu astfel de cabluri, iar alte echipamente nu funcţionează.

Nr. pin	Culoare		
	normal	inversat	semi-inversat
1	alb-portocaliu	alb-verde	alb-verde
2	portocaliu	verde	verde
3	alb-verde	alb-portocaliu	alb-portocaliu
4	albastru	alb-maro	albastru
5	alb-albastru	maro	alb-albastru
6	verde	portocaliu	portocaliu
7	alb-maro	albastru	alb-maro
8	maro	alb-albastru	maro

Tabelul 9.1: Ataşarea conectoarelor RJ45

Atragem atenţia că este foarte important să se respecte schema de conectare din următoarele motive:

- Răsucirea firelor afectează transmiterea semnalului şi sensibilitatea la paraziţi. Nerespectarea perechilor, adică utilizarea pentru un circuit a două fire care nu sunt împerecheate prin răsucire, duce la pierderi aleatoare de pachete, cu atât mai multe cu cât cablul este mai lung.
- Este necesar un efort inutil de mare pentru ataşarea corectă a conectorului la al doilea capăt, dacă ataşarea primului s-a făcut nestandard. Amatorii să se gândească la cazul când capătul cablat nestandard se găseşte într-un dulap înghesuit, iar capătul unde trebuie ataşat celălalt conector este câteva etaje mai sus sau mai jos...

Toate sistemele IEEE 802.3 ce utilizează perechi torsadate sunt proiectate pentru legături în interiorul unei singure clădiri. La cablurile trase prin exterior, descărcările electrice din atmosferă riscă să inducă în cablul de reţea tensiuni suficient de mari pentru a distruge plăcile de reţea sau hub-urile sau switch-urile ataşate. Pentru legături exterioare se recomandă utilizarea fibrelor optice.

9.1.2. Legături prin fibre optice

IEEE 802.3 standardizează mai multe tipuri de legături prin fibre optice. Toate acestea sunt foarte similare din punctul de vedere al logicii funcţionării; diferenţele sunt aproape în totalitate aspecte minore legate de realizarea nivelului fizic.

Toate legăturile pe fibră optică sunt punct-la-punct (nu magistrală). Există totuşi un echipament, numit *stea pasivă*, la care se pot conecta mai

multe plăci de reţea şi care distribuie semnalul transmis de o placă spre toate celelalte. Astfel, o stea pasivă se comportă întrucâtva similar cu un cablu magistrală.

O legătură punct la punct constă din două fibre optice, câte una pentru fiecare sens; astfel, fiecare legătură este capabile de transmisie duplex.

10 Base F: standardizează transmisia prin fibră optică la un debit de transmisie de 10 Mbit/s. Rata erorilor, obţinută cu o astfel de legătură, este în jur de 10^{-9} (1 bit eronat la 10^9 biţi transmişi).

Grupează trei variante, cu diferenţe foarte mici între ele (în general, echipamentele corespunzătoare pot fi interconectate fără probleme):

- 10 Base FP, destinat utilizării în configuraţii cu stea pasivă, ca atare funcţionând în mod semi-duplex.
- 10 Base FB, destinat utilizării în conjuncţie cu multe repetoare în cascadă şi funcţionând în mod semi-duplex.
- 10 Base FL, funcţionând în mod duplex.

Se utilizează o fibră optică cu diametrul miezului de 62,5 μm (şi diametrul exterior, al învelişului, de 125 μm), având o viteză de propagare de minim $0{,}67c$, o atenuare de 3,75 dB/km (dacă atenuarea fibrei utilizate este mai mare, lungimea maximă a unei legături trebuie micşorată corespunzător) şi o bandă de 160 MHzkm. Lungimea unui tronson de cablu este maxim 2 km (pentru 10 Base FP, lungimea fiecărei conexiuni dintre placa de reţea şi steaua pasivă este de cel mult 1 km).

Conectarea cablului la echipamente se face cu ajutorul a două conectoare (câte unul pentru fiecare fibră; reamintim că se utilizează o fibră pentru fiecare sens). Conectoarele sunt descrise de standardul IEC 60874-10:1992 sub numele BFOC/2.5. Atenuarea introdusă de conector nu trebuie să depăşească 1 dB, iar puterea undei reflectate nu trebuie să depăşească -25 dB din puterea undei incidente.

Pentru semnalizare se folosesc unde infraroşii cu lungimea de undă cuprinsă între 800 nm şi 910 nm. Nivelul semnalului emiţătorului este între -15 dBm şi -11 dBm pentru 10 Base FP şi între -12 dBm şi -11 dBm pentru 10 Base FB şi 10 Base FL. Nivelul acceptabil pentru semnalul recepţionat este între -41 dBm şi -27 dBm pentru 10 Base FP şi între $-32{,}5$ dBm şi -12 dBm pentru 10 Base FB şi 10 Base FL.

Semnalizarea utilizează codificarea Manchester, întocmai ca în cazul lui 10 Base T.

Spre deosebire de 10 Base T, nu se utilizează pulsuri de testare a legăturii care să permită negocierea modului semiduplex sau duplex sau a vitezei de transmisie; ca urmare, aceşti parametri trebuie configuraţi manual.

100 Base FX: oferă o viteză de transfer de 100 Mbit/s. Pe lângă viteza mai mare, 100 Base FX aduce câteva modificări faţă de 10 Base F, şi anume utilizarea unor conectoare duble (conectând ambele fibre simultan) şi un mecanism de negociere a vitezei de transfer.

1000 Base SX şi 1000 Base LX. Aceste standarde oferă viteză de transfer de 1 Gbit/s.

Varianta 1000 Base SX transmite pe lungimea de undă de 850 nm, prin fibre cu diametrul miezului de 62,5 μm sau de 50 μm. Lungimea maximă de cablu între două echipamente este cuprinsă între 220 m pentru fibră cu dispersie intermodală de 160 MHzkm şi 550 m pentru fibră cu dispersie intermodală de 500 MHzkm.

Varianta 1000 Base LX transmite pe lungimea de undă de 1310 nm, prin fibre multimod de 62,5 μm sau de 50 μm sau monomod de 10 μm. Lungimea maximă de cablu între două echipamente este de 550 m pentru fibra multimod şi 5 km pentru fibra monomod.

9.1.3. Legături prin cablu magistrală

Există două variante de legături prin cablu magistrală standardizate prin IEEE 802.3; ambele variante realizează o viteză de transmisie de 10 Mbit/s.

Cele două variante sunt foarte asemănătoare, motiv pentru care le vom studia împreună.

Mediul de comunicaţie este un cablu format dintr-o pereche de conductoare coaxiale. Impedanţa caractersitică a cablului este de 50 Ω (este deci incompatibil cu cablul utilizat pentru televiziune, care are impedanţa de 75 Ω). Cablul nu are voie să aibă ramificaţii şi trebuie încheiat la ambele capete prin terminatoare. Ramificaţiile sau lipsa terminatoarelor duc la reflexia semnalului la ramificaţie sau la capătul fără terminator, rezultând bruierea semnalului de către reflexia lui.

Pe cablu se leagă, în paralel, interfeţele de reţea şi eventual repetoarele. Derivaţia pentru legătura la interfaţa de reţea este construită special pentru a reduce la minim reflexiile produse (impedanţa emiţătorului şi receptorului este mult mai mare decât impedanţa cablului, anume de cel puţin 100 kΩ); din acest motiv circuitele emiţătorului şi receptorului trebuie plasate la cel mult câţiva centimetri de cablu.

Semnalul este produs în codificare Manchester, cu durata unui bit de 100 ns; de aici viteza brută de transmisie de 10 Mbit/s.

Ca modificare faţă de codificarea Manchester clasică, peste semnal este suprapusă o componentă continuă, în scopul simplificării detectării coliziunilor. Pe cablul în repaus, tensiunea între conductoare este 0 V. Dacă o interfaţă emite date, apare o tensiune continuă între conductorul central şi tresă. Dacă două sau mai multe interfeţe emit simultan, tensiunea continuă creşte peste un anumit prag la care se declară coliziune. La detectarea unei coliziuni, interfeţele de reţea conectate la cablu opresc transmisia, conform metodei CSMA/CD (§ 4.2.2).

Există două sub-standarde privitoare la caracteristicile mecanice şi electrice ale cablului de conectare: *10 Base 5* şi *10 Base 2*.

10 Base 5, numit şi *cablu galben* sau *cablu gros*, prevede utilizarea unui cablu coaxial având aproximativ 10 mm grosime totală, preferabil colorat în galben pentru o mai bună vizibilitate. Lungimea totală maximă a unui cablu este de 500 m. Standardul este gândit pentru cablare prin exteriorul clădirilor.

Denumirea sub-standardului vine de la viteza (10Mbit/s), codificarea (în banda de bază — *Base*) şi lungimea maximă a cablului, în sute de metri.

Cu titlu informativ, dăm câteva detalii, specificate prin standard, cu privire la caracteristicile cablului:

- impedanţa caracteristică: $50\ \Omega \pm 2\ \Omega$;
- viteza de propagare a semnalului: minim $0{,}77 \cdot c$;
- atenuarea: maxim 17 dB/km (8,5 dB pe tot tronsonul de cablu) la 10 MHz şi maxim 12 dB/km (6 dB pe tot cablul) la 5 MHz;
- se acceptă maxim 100 interfeţe de reţea pe un tronson de cablu.

Cablul trebuie conectat la pământ (la instalaţia de pământare a clădirii) *într-un singur punct*. Se specifică explicit prin standard că atât cablul cât şi elementele legate de el trebuie să fie izolate faţă de pământ sau faţă de alte conductoare (cu excepţia sus-menţionatei unice legături de pământare). De asemenea, interfeţele de reţea trebuie să realizeze o izolare electrică între cablul de reţea şi circuitele calculatorului care să reziste la o tensiune de 1500 V. La efectuarea lucrărilor asupra reţelei, persoanele care lucrează trebuie să aibă grijă să nu atingă simultan cablul de reţea şi un conductor legat la pământ, iar în cazul în care conectează sau deconectează două tronsoane de reţea să aibă grijă să nu închidă contactul electric între cele două tronsoane prin corpul lor. Toate aceste măsuri sunt luate deoarece este posibil să apară tensiuni electrice între legăturile de pământarea ale instalaţiilor electrice în clădiri diferite. De

asemenea, este posibil ca într-un cablu, în special dacă este dus prin exterior, să se inducă, inductiv sau capacitiv, tensiuni parazite importante din cauza reţelelor de alimentare electrică din apropiere sau din cauza fulgerelor.

Circuitele electronice ale interfeţelor de reţea sunt împărţite în două module: un modul, conţinând emiţătorul şi receptorul propriu-zise, se ataşează direct pe cablu; al doilea modul cuprinde logică de comandă şi este construit sub forma unei plăci ce se introduce în calculator.

Ataşarea modulului de semnal la cablul de reţea se poate realiza în două moduri:

- prin conectarea celor două segmente de cablu de-o parte şi de alta prin conectoare standardizate (conectoare coaxiale, numite *conectoare N*, cu prindere cu filet);
- prin realizara unei *prize vampir*: se dă o gaură în cablu fără a-i intrerupe conductoarele, prin gaură se introduce o clemă ce va face contact cu firul central, iar legătura cu tresa se face printr-o altă clemă ce se strânge pe o zonă de pe care s-a îndepărtat mantaua exterioară a cablului.

Legătura dintre modulul emiţător-receptor (engl. *transceiver*) şi modulul de logică al plăcii de reţea sau al repetorului este de asemenea standardizată, sub numele de interfaţă AUI. Cablul de legătură dintre cele două module constă din 5 perechi de conductoare torsadate şi ecranate individual, utilizează conectoare trapezoidale cu 15 pini şi poate avea lungime maximă de aproximativ 50m.

10 Base 2 se mai numeşte *cablu subţire*, *cablu negru* sau *cablu BNC* (oarecum incorect, BNC fiind numele conectoarelor prevăzute a fi utilizate pentru acest tip de legătură). Este foarte asemănător cu 10 Base 5, însă foloseşte un cablu mai potrivit pentru cablaje în interior. Lungimea maximă a unui tronson este de 185 m.

Cablul este tot coaxial, dar este mai subţire (≈ 5 mm) pentru a putea fi îndoit mai uşor (standardul cere să poată fi îndoit la raza de 5 cm), în schimb este admis să aibă atenuare mai mare şi, ca urmare, tronsoanele sunt limitate la lungime mai mică.

Dăm din nou câteva caracteristici ale cablului:

- viteza de propagare: $0{,}65 \cdot c$;
- atenuarea, pentru 185 m: maxim 8,5 dB la 10 MHz şi maxim 6 dB la 5 MHz;
- maxim 30 interfeţe ataşate pe un tronson.

Conectarea interfeţelor de reţea şi a terminatoarelor se face prin conectori standardizaţi sub numele *BNC*(conectorii BNC sunt standardizaţi pentru aparatură electronică în general, nu se folosesc doar la reţele Ethernet), astfel (fig. 9.5): Fiecare bucată de cablu trebuie să aibă montate pe capete conectoare BNC mamă. Există elemente numite *joncţiuni T* care conţin o ramificaţie şi sunt prevăzute cu un conector BNC mamă (pe mijlocul T-ului) şi două conectoare BNC tată. La conectoarele tată se ataşează bucăţile de cablu de-o parte şi de alta, iar la conectorul mamă al T-ului se ataşează conectorul tată de pe placa de reţea. Terminatoarele sunt prevăzute cu conector BNC mamă şi se ataşează pe T-urile de la plăcile de reţea extreme.

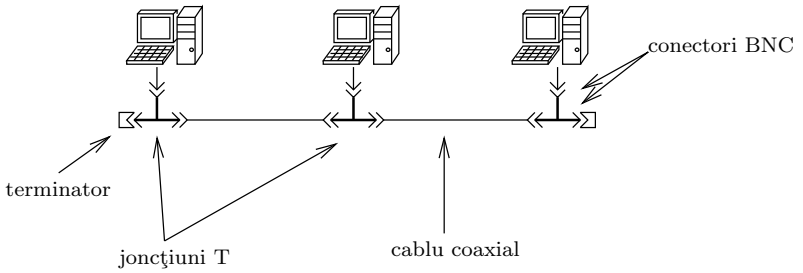


Figura 9.5: Conectarea unei reţele 10 Base 2

Pana cea mai frecventă ce apare la o reţea, afectând conexiunile directe, este întreruperea unui fir (de obicei o pană de contact între sârmă şi conector sau între contactele unui conector). O întrerupere a cablului magistrală duce de regulă la oprirea funcţionării întregii reţele, nu doar „ruperea“ în două a reţelei. Aceasta se întâmplă deoarece capătul de cablu unde s-a produs întreruperea reflectă semnalul (este ca un cablu fără terminator) şi, ca urmare, orice pachet emis pe acel cablu se ciocneşte cu reflexia lui. Soluţia cea mai eficientă de găsire a penei este o căutare binară prin izolarea — neapărat cu terminatoare — a unor porţiuni din ce în ce mai lungi din cablul reţelei.

9.1.4. Repetoarele şi comutatoarele

Ca funcţie în cadrul unei reţele, atât repetorul cât şi comutatorul este un dispozitiv la care sunt conectate mai multe cabluri de reţea şi care, la primirea unui pachet pe un cablu, retransmite pachetul pe toate *celelalte* cabluri conectate. Interfaţa repetorului sau comutatorului către fiecare dintre cabluri se numeşte *port*.

Excepţie făcând cazul comutatoarelor mai evoluate (vezi § 9.1.6.4), o reţea construită cu repetoare sau comutatoare trebuie să aibă o *topologie*

arborescentă, adică între orice două interfeţe de reţea trebuie să existe *un drum şi numai unul* format din cabluri directe şi repetoare sau comutatoare.

Într-o reţea construită corect, arborescent, un pachet emis de o placă de reţea se propagă prin cabluri şi repetoare sau comutatoare din ce în ce mai departe de interfaţa de origine, sfârşind prin a ajunge la toate plăcile din reţea.

În cazul în care reţeaua, în loc să fie arborescentă, conţine circuite, se va întâmpla ca două copii ale aceluiaşi pachet să ajungă pe două căi distincte la un anumit repetor sau comutator. Dacă este un repetor, cele două copii, ajungând aproximativ simultan, vor produce o coliziune. Cum acest lucru se întâmplă cu orice pachet trimis în reţea, fiecare pachet va suferi o coliziune cu el însuşi şi va fi repetat la infinit cu acelaşi insucces, rezultând astfel trafic util nul. În cazul comutatoarelor, dacă două copii ale unui pachet ajung pe două căi diferite la un comutator, acesta le va considera ca fiind pachete distincte. În consecinţă, le va memora şi retransmite, fiecare copie fiind retransmisă inclusiv pe calea prin care a intrat cealaltă copie. În acest fel, copiile ciclează la infinit prin reţea, rezultând o „furtună de pachete“, adică o multiplicare incontrolabilă a pachetelor.

În cazul utilizării repetoarelor, pe lângă topologia în arbore mai trebuie respectate nişte condiţii, şi anume:

- toate componentele legate la repetoare trebuie să lucreze la aceeaşi viteză (fie 10 Mbit/s, fie 100 Mbit/s, fie 1 Gbit/s). Aceasta deoarece un repetor nu memorează pachetul de retransmis şi, ca urmare, nu-l poate retransmite la altă cadenţă a biţilor decât cea cu care îl recepţionează.
- să nu existe mai mult de 4 repetoare de-a lungul nici unui drum între două interfeţe de reţea. Această restricţie este impusă pentru ca diferenţele de viteză de transmisie a repetoarelor şi variaţia întârzierii introduse de repetoare să nu ducă la micşorarea sub o anumită limită a timpului dintre două pachete consecutive.
- întârzierea cea mai mare a transmisiei între două interfeţe de reţea (întârzierea pe cablu plus întârzierea introdusă de repetoare) să nu fie mai mare decât jumătate din durata necesară emiterii unui pachet. Pentru o reţea de 10 Mbit/s, aceasta înseamnă o lungime maximă totală de 2500 m între oricare două interfeţe de reţea.

În cazul switch-urilor, nu apare nici una din limitările expuse mai sus, cu excepţia faptului că pe eventualele legături semi-duplex întârzierea trebuie să fie de cel mult jumătate din durata minimă a pachatului.

La reţele ce utilizează atât switch-uri cât şi repetoare, restricţiile de la repetoare se aplică, separat, pe fiecare subreţea formată din repetoare

interconectate şi legăturile acestora spre interfeţele de reţea şi switch-uri.

9.1.5. Dirijarea efectuată de comutatoare (switch-uri)

Comutatoarele (switch-urile) sunt capabile să realizeze o dirijare primitivă a pachetelor primite. Anume, un comutator ţine o tabelă cu asocierea între adresa fizică (adresa MAC) a unei interfeţe de reţea şi *portul* (conectorul) la care este conectată, direct sau indirect, acea interfaţă.

Dacă un comutator primeşte un pachet cu o anumită adresă MAC sursă, comutatorul va asocia acea adresă cu portul prin care a intrat pachetul. Ulterior, dacă comutatorul primeşte un pachet având ca destinaţie acea adresă MAC, îl va trimite doar prin portul asociat acelei adrese.

Asocierea între adresa MAC şi port este menţinută doar un timp scurt (de ordinul secundei) pentru ca să se asigure actualizarea asocierii în cazul mutării interfeţei de reţea de la un port la altul (prin mutarea fizică a cablului).

Mai multe adrese MAC pot avea asociat acelaşi port; această situaţie apare dacă la acel port este conectat un repetor sau un alt comutator. Unei adrese îi poate fi asociat cel mult un port.

La primirea unui pachet, comutatorul caută portul asociat adresei. Dacă există, va trimite pachetul doar prin acel port. Dacă nu există asociere, pachetul este trimis prin toate porturile cu excepţia celui prin care a intrat. Evident, pachetele de broadcast se încadrează în această din urmă categorie.

9.1.6. Facilităţi avansate ale switch-urilor

9.1.6.1. Switch-uri configurabile

În mod obişnuit, switch-urile nu au parametri configurabili şi nu au adresă; ele sunt transparente faţă de traficul ce trece prin ele.

Switch-urile mai avansate au parametri configurabili. Pentru configurare, este necesar să poată fi accesate de pe un calculator. Accesul se poate realiza în următoarele moduri:

- *Prin intermediul unui cablu serial:* La switch se conectează, prin intermediul unui cablu serial, un teleterminal (sau un calculator care execută un simulator de terminal, de genul *HyperTerm*). Switch-ul oferă o interfaţă text — oferă câteva comenzi de configurare. De cele mai multe ori, există o comandă *help* sau *?* care listează comenzile disponibile.
- *Prin telnet:* Switch-ul se prezintă ca şi cum ar mai avea intern o interfaţă de reţea conectată la el însuşi. Această interfaţă de reţea are o adresă MAC (adesea scrisă pe eticheta aplicată pe carcasă) şi o adresă IP

configurabilă (adresa IP iniţială se configurează prin intermediul conexiunii seriale descrise mai sus). Conectarea prin *telnet* la adresa IP a switch-ului (pe portul standard al protocolului telnet, anume 23) oferă acces la interfaţa de configurare prezentată mai sus. Evident, pentru împiedicarea configurării switch-ului de către persoane neautorizate, switch-ul permite configurarea unei parole, care este cerută la conectare.

- *Prin interfaţă web:* Ca şi la conectarea prin telnet, switch-ul prezintă o adresă IP. Administratorul se poate conecta cu orice navigator web la această adresă şi va primi pagini ce conţin parametrii actuali şi formulare pentru modificarea parametrilor. Ca şi în cazul configurării prin telnet, accesul poate şi este recomandabil să fie restricţionat prin parolă.

Pentru cazul uitării parolei, există o procedură de revenire la configurarea implicită. Aceasta constă de obicei în apăsarea unui buton de reset timp de 10–15 secunde sau punerea sub tensiune a switch-ului în timp ce se ţine apăsat butonul de reset.

9.1.6.2. Filtrare pe bază de adrese MAC

Unele switch-uri pot fi configurate să nu accepte, pe un anumit port, decât pachete ce provin de la o anumită adresă MAC sau de la o adresă dintr-o anumită listă. De asemenea, un pachet destinat unei adrese MAC dintr-o astfel de listă nu va fi trimis decât prin portul pe a cărui listă se găseşte adresa.

Această facilitate este introdusă pentru a împiedica eventuali intruşi să intre în reţea racordându-se pur şi simplu la prizele de reţea accesibile.

Deşi îmbunătăţeşte securitatea unei reţele, soluţia are câteva limitări:

- lista adreselor asociabile unui port este limitată (de multe ori la 8 sau 16 adrese);
- multe plăci de reţea permit schimbarea (prin soft) a adresei MAC.

9.1.6.3. Trunking

Prin *trunking* se înţelege utilizarea mai multor cabluri în paralel ca legătură între două switch-uri. În acest fel, traficul ce se poate stabili între acele două switch-uri este suma capacităţilor legăturilor configurate în trunking.

Porturile utilizate în regim trunking trebuie configurate pe ambele switch-uri. Este de asemenea posibil ca legarea în trunking să utilizeze o extensie a protocolului IEEE 802.3 care este proprietatea firmei producătoare a switch-ului; în acest caz este posibil ca două swithc-uri realizate de firme diferite să nu se poată lega în trunking.

9.1.6.4. Legături redundante

IEEE 802.1D [IEEE 802.1D, 2004] prevede un protocol pentru descoperirea şi dezactivarea ciclurilor (în sensul teoriei grafelor) formate de legăturile dintre switch-uri.

Majoritatea switch-urilor nu implementează însă acest algoritm şi, ca urmare, în majoritatea cazurilor existenţa ciclurilor duce la „furtuni de pachete“ (multiplicarea incontrolabilă a pachetelor în reţea).

Dacă toate swicth-urile de pe traseul unui ciclu implementează protocolul de descoperire a ciclurilor, ele colaborează automat pentru dezactivarea uneia dintre legături şi utilizarea doar a unui arbore parţial al grafului iniţial al legăturilor. La căderea unei legături, switch-urile vor colabora pentru reactivarea unei legături dezactivate, în vederea păstrării conexităţii reţelei.

Menţionăm că, în cazul existenţei unui ciclu, nu este posibilă împărţirea traficului între drumurile alternative. Unul din drumuri va fi obligatoriu dezactivat complet, cât timp celălalt este funcţional.

9.1.6.5. Reţele virtuale (VLAN)

Mecanismul de *reţele virtuale* (*Virtual Local Area Network*) constă în împărţirea unei reţele fizice în mai multe reţele virtuale disjuncte. Fiecare reţea virtuală se comportă exact ca o reţea IEEE 802.3 independentă. Constructiv, reţelele virtuale partajează aceleaşi echipamente (comutatoare, cabluri sau chiar plăci de reţea).

A nu se confunda VLAN cu *VPN* (*Virtual Private Network — reţea privată virtuală* — descrisă în § 10.7.4).

Partiţionarea în VLAN-uri poate fi dezirabilă din mai multe motive, cum ar fi: limitarea traficului de broadcast sau separarea traficului din motive de securitate.

Există două posibilităţi de construcţie a VLAN-urilor.

O primă posibilitate constă în partiţionarea porturilor unui switch. În acest fel, un switch se comportă ca mai multe switch-uri (virtuale) independente, fiecare având doar o parte a porturilor switch-ului fizic. Un port al unui switch poate să aparţină doar unui singur VLAN.

O a doua posibilitate este cea definită în [IEEE 802.1Q, 2003]. Fiecare VLAN constă dintr-o parte din echipamentele (interfeţe de reţea, cabluri şi switch-uri) reţelei fizice; VLAN-uri distincte pot partaja în voie echipamente fizice. Astfel, fiecare interfaţă de reţea aparţine unuia sau mai multor VLAN-uri, fiecare cablu aparţine unuia sau mai multor VLAN-uri şi fiecare port al fiecărui switch aparţine unuia sau mai multor VLAN-uri. Fiecare switch, la primirea unui pachet de broadcast sau pentru a cărui destinaţie nu are asociere,

va trimite pachetul prin toate porturile aparţinând VLAN-ului pachetului, cu excepţia portului prin care a intrat pachetul.

Pentru ca mecanismul descris mai sus să poată funcţiona, este necesar ca, pe cablurile ce aparţin mai multor VLAN-uri, pentru fiecare pachet să se poată deduce cărui VLAN aparţine. Pentru aceasta, fiecare pachet este etichetat cu un *identificator de VLAN* (*VLAN-ID*); acest VLAN-ID este un număr reprezentabil pe 12 biţi.

Pentru păstrarea compatibilităţii cu echipamentele ce nu suportă VLAN-uri 802.1Q, un segment de reţea care aparţine doar unui singur VLAN poate fi configurat să utilizeze pachete neetichetate; switch-ul ce realizează legătura dintre un astfel de segment şi restul reţelei fizice realizează adăugarea şi eliminarea etichetei de VLAN pe pachetele ce tranzitează spre, respectiv dinspre, restul reţelei. Echipamentele incompatibile 802.1Q pot fi montate doar pe cabluri prin care trac pachete neetichetate.

O placă de reţea compatibilă 802.1Q poate fi configurată să facă parte din mai multe VLAN-uri. Pentru aceasta, ea se montează pe un cablu prin care trec pachete etichetate. Placa de reţea se comportă ca şi când ar fi de fapt mai multe plăci de reţea, virtuale, câte una în fiecare VLAN. Fiecare placă virtuală are asociat un VLAN-ID, primeşte doar pachetele ce poartă acel VLAN-ID şi marchează cu VLAN-ID-ul său toate pachetele emise.

Pe fiecare switch trebuie configurate porturile care aparţin fiecărui VLAN. De asemenea, pentru fiecare port trebuie stabilit dacă utilizează pachete etichetate (cu VLAN ID-ul) sau pachete neetichetate. Un port ce utilizează pachete neetichetate poate aparţine unui singur VLAN.

9.1.7. Considerente privind proiectarea unei reţele

Proiectarea şi construcţia unei reţele Ethernet este în general extrem de uşoară; acesta este şi unul din motivele popularităţii Ethernet-ului.

De obicei este necesar să se construiască o reţea în care toate calculatoarele să se „vadă“ între ele (la nivel de reţea Ethernet; controlul accesului la diversele resurse oferite de sisteme se face prin soft, la nivel superior). Tot ce este necesar în acest caz este să se amplaseze un număr de switch-uri şi cabluri astfel încât fiecare calculator să fie legat la un switch şi switch-urile să fie legate între ele într-o reţa conexă şi fără „bucle“.

Se utilizează de obicei o structurare ierarhică a legăturilor (aşa-numita *cablare structurată*): de la calculatoarele dintr-o încăpere sau eventual 2–3 încăperi vecine se adună cablurile într-un switch, iar de la aceste switch-uri se adună cabluri către un switch central. Pentru reţelele mai mari, între switch-ul central şi switch-urile asociate încăperilor se mai adaugă un nivel.

În instalaţiile mici şi fără pretenţii, cablurile se duc aparent şi se fixează de pereţi sau pe mobilă numai acolo unde este strict necesar. Uşurinţa realizării şi reconfigurării este plătită prin faptul că apar dificultăţi la curăţenie, cablurile se degradează uşor dacă se calcă pe ele şi, în sfârşit, se mai întâmplă ca cineva să se împiedice de un cablu, rezultând echipamente trase pe jos sau cabluri smulse din conectoare.

Pentru evitatarea neajunsurilor expuse mai sus, se preferă să se tragă cablurile prin paturi de cablu, tuburi îngropate (ca la instalaţiile electrice) sau prin tavane false. Deoarece astfel de cablaje se modifică mai dificil, este bine să se aibă în vedere posibilele modificări ce ar putea fi de dorit în viitor. Asta înseamnă:

- Să se prevadă mai multe cabluri de la posibile amplasamente de calculatoare la amplasamentul switch-ului asociat încăperii. Cablurile neutilizate nu e necesar să aibă toate loc în switch; se vor conecta sau deconecta după necesităţi.
- Să se prevadă 2–3 cabluri de la switch-urile corespunzătoare unei încăperi la switch-ul central. Astfel, dacă va fi nevoie să se construiască două reţele distincte, o parte din calculatoarele din încăpere conectându-se la o reţea şi altele la altă reţea, se vor pune două switch-uri în încăpere, fiecare conectat prin câte un cablu la switch-ul central.

9.2. Reţele IEEE 802.11 (Wireless)

9.2.1. Arhitectura reţelei

Elementul de bază într-o reţea wireless [IEEE 802.11, 1999] este *celula wireless* (termenul original conform standardului este *Basic Service Set* — BSS). O celulă wireless este formată din mai multe staţii (STA) situate într-o zonă geografică destul de restrânsă (de ordinul câtorva zeci de metri) pentru ca semnalul emis de fiecare staţie să fie recepţionat de toate staţiile din celulă.

Fiecare celulă are asociat un identificator de 48 de biţi, unic, numit *Basic Service Set ID* — BSSID. Acest identificator este înscris în fiecare pachet de date vehiculat în reţea, astfel încât pentru orice pachet de date recepţionat prin antenă se poate determina celula wireless căreia îi aparţine. Mai multe celule wireless pot coexista în aceeaşi zonă, traficul din cadrul fiecărei celule putând fi distins pe baza BSSID-ului de traficul celorlalte celule.

Fiecare staţie aparţine (este asociată) la un anumit moment cel mult unei celule. Asocierile sunt dinamice — o staţie poate să intre sau să iasă

oricând dintr-o celulă. Fiecare staţie se identifică printr-o *adresă* unică de 48 de biţi, numită în mod curent *adresa MAC* a staţiei.

Accesul la mediu este controlat în principal prin metode bazate pe urmărirea traficului pe mediu, detectarea coliziunilor şi, într-o anumită măsură, metode de rezervare în prealabil a accesului la mediu. Acestea vor fi descrise în detaliu în § 9.2.2.

Prezenţa unei celule wireless organizate într-o anumită zonă este manifestată prin emiterea periodică de către una dintre staţii a unui pachet special, numit *beacon*. Pe lângă BSSID-ul celulei, pachetele *beacon* mai conţin un şir de caractere numit SSID sau uneori *numele reţelei* (engl. *network name*). Acest şir este fixat de administratorul reţelei şi serveşte la identificarea reţelei pentru utilizatorii umani.

O staţie poate obţine lista celulelor active în zona sa ascultând pachetele *beacon*. Lista afişată utilizatorului va conţine SSID-urile reţelelor.

Există două moduri de lucru în care poate funcţiona o reţea 802.11:

- Reţea formată dintr-o singură celulă independentă, neconectată prin mijloace IEEE 802 de alte echipamente. În terminologia standardului, o astfel de celulă se numeşte *Independent BSS* — IBSS; în mod curent reţeaua astfel formată se numeşte *ad-hoc*.
- Reţea formată din una sau mai multe celule, operând împreună şi posibil conectate la o infrastructură IEEE 802 (de exemplu la o reţea Ethernet — 802.3). Un astfel de mod de lucru se numeşte *mod infrastructură* sau *managed*.

În mod infrastructură, în cadrul fiecărei celule există o staţie care are rolul legării celulei la infrastructură (altfel spus, la restul reţelei IEEE 802.11). O astfel de staţie poartă denumirea de *Access Point* — AP. Un AP este o staţie, şi ca atare are o adresă MAC. Într-o celulă a unei reţele de tip infrastructură, o staţie ce intră sau iese dintr-o celulă trebuie să anunţe AP-ul responsabil de celula respectivă.

AP-ul este responsabil de generarea pachetelor *beacon* şi BSSID-ul celulei este adresa MAC a AP-ului.

AP-urile unei aceleiaşi reţele 802.11 trebuie să fie interconectate, formând aşa-numitul *Distribution System* (DS). DS-ul poate fi conectat la alte reţele din familia IEEE 802 prin intermediul unor dispozitive numite *portal*-uri. Celulele din aceeaşi reţea vor avea acelaşi SSID.

Standardul original nu prevede nimic în legătură cu modul de conectare a AP-urilor şi deci de realizare a DS-ului. Ca urmare, fiecare fabricant de AP-uri şi-a construit propriul protocol de comunicare inter-AP. Ulterior IEEE a

emis un standard, [IEEE 802.11F, 2003], care fixează un protocol de comunicare între AP-uri.

De obicei un dispozitiv vândut sub numele de *access point* conţine un AP şi un portal către reţele Ethernet. Un astfel de dispozitiv prezintă un modul radio prin intermediul căruia se comportă ca o staţie cu rol de AP şi un conector Ethernet. Într-o primă aproximaţie, un astfel de dispozitiv poate fi privit ca un *switch* conectat pe de o parte la fiecare dintre staţiile membre ale celulei şi pe de altă parte la un dispozitiv Ethernet.

Unele *access point*-uri ce se găsesc în comerţ oferă funcţionalităţi suplimentare faţă de un AP combinat cu un portal. Aceste funcţii sunt oferite prin extensii ale protocolului şi ca urmare pot fi utilizate de regulă doar împreună cu echipamente produse de aceeaşi firmă. Funcţionalităţile sunt:

- funcţie de *switch* (punte) între o reţea Ethernet (fixă) şi o celulă *wireless*, acţionând însă ca şi staţie oarecare (nu AP). Această funcţie se numeşte *wireless bridge* sau *AP client* (uneori există funcţii cu ambele nume, cu diferenţe minore între ele);
- funcţie de AP, dar utilizând tot reţeaua *wireless* pentru partea de infrastructură. În acest mod, dispozitivul este în acelaşi timp AP pentru o celulă şi staţie oarecare în altă celulă, iar a două legătură este utilizată pentru dirijarea spre reţeaua fixă a datelor din celula în care dispozitivul este AP.

9.2.2. Accesul la mediu

Deoarece într-o reţea 802.11 avem un mediu partajat între mai mulţi emiţători, este necesar să avem un mecanism de control al accesului la mediu. Metoda de control al accesului la mediu în IEEE 802.11 se numeşte *Carrier-Sense Multiple Access with Collision Avoidance* (CSMA/CA; rom: acces multiplu cu detectarea semnalului purtător şi evitarea coliziunilor).

În principal, strategia de control al accesului la mediu se bazează pe detectarea coliziunilor şi repetarea pachetelor ce au suferit coliziuni, adică aceeaşi strategie ca şi pentru *Ethernet*-ul pe cablu coaxial.

Datorită condiţiilor specifice reţelelor fără fir, sunt aduse câteva modificări. În principal, la transmisia radio nu există o delimitare comună între zonele de acţiune pentru diverse staţii din aceeaşi celulă: este posibil ca o staţie B să recepţioneze bine transmisia staţiei A, staţia C să recepţioneze transmisia lui B, dar staţia C să nu recepţioneze transmisia lui A. Într-un astfel de caz, dacă A şi C transmit simultan, pachetele emise se ciocnesc la B, dar deoarece nici

una din staţiile A şi C nu recepţionează transmisia celeilalte ele nu au cum să detecteze coliziunea.

În reţelele IEEE 802.11, o staţie care doreşte să trimită un pachet va trimite întâi un pachet de control, numit *Request To Send* (RTS; rom: *cerere de transmisie*), în care specifică destinatarul şi durata de timp necesară transmiterii pachetului. Dacă destinatarul a primit pachetul RTS şi este liber, va trimite înapoi un pachet de control *Clear To Send* (CTS; rom: *accept transmisia*). La primirea pachetului CTS, emiţătorul trimite pachetul de date.

O staţie care recepţionează un pachet CTS destinat altei staţii nu are voie să trimită nimic pe durata rezervată de pachetul CTS, pentru a nu interfera cu transmisia acceptată prin acel CTS. Această restricţie trebuie respectată şi în cazul recepţiei unui pachet CTS destinat altei reţele din aceeaşi zonă (adică purtând un BSS-ID diferit).

Utilizarea pachetelor RTS şi CTS nu este obligatorie. Pentru pachetele mici este preferabilă trimiterea direct a pachetului de date şi repetarea acestuia în cazul unei coliziuni. Pentru pachetele de *broadcast*, utilizarea RTS şi CTS este imposibilă; ca urmare un pachet de broadcast este trimis direct.

9.2.3. Generarea pachetelor *beacon*

În modul infrastructură, pachetele *beacon* ale unei celule sunt generate exclusiv de către AP-ul celulei.

În modul ad-hoc, generarea pachetelor *beacon* este făcută distribuit, de către toate staţiile membre ale celulei IBSS. Simplificat, o staţie care nu recepţionează un *beacon* într-un anumit interval de timp predefinit generează ea însăşi pachetul *beacon*.

9.2.4. Securitatea reţelelor 802.11

Deoarece la reţelele 802.11 comunicaţia este prin unde radio, a căror domeniu de acţiune nu poate fi net limitat, utilizarea unor metode care să asigure confidenţialitatea şi integritatea datelor transportate este esenţială.

Există mai multe mecanisme de securitate ce pot fi utilizate. În cadrul unei celule se poate utiliza, la alegere, unul singur dintre acestea:

- *Open system*: înseamnă, de fapt, lipsa oricărui mecanism de securitate. Se utilizează acolo unde se doreşte să se ofere acces public la Internet. De remarcat însă că, datorită lipsei oricărui mecanism de confidenţialitate sau asigurarea integrităţii mesajelor, oricine poate asculta sau modifica comunicaţia oricui în cadrul celulei.
- *Wired Equivalent Privacy — WEP* (rom. *securitate echivalentă cu reţeaua cablată*): oferă confidenţialitate şi autentificarea şi verificarea integrităţii

mesajelor. În acest scop, toţi membrii celulei trebuie să cunoască o anumită cheie de lungă durată, numită *pre-shared key* (rom. *cheie partajată în prealabil*); această cheie trebuie dată de utilizator la iniţierea celulei sau, după caz, la introducerea staţiei în celulă. Criptarea se face utilizând cifrul RC4, cu o cheie construită din secretul partajat şi dintr-un *vector de iniţializare* ales aleator, pentru fiecare pachet, de către emiţător şi transmis în antetul pachetului. Controlul integrităţii pachetului este făcut tot pe baza secretului partajat. WEP are două slăbiciuni: pe de o parte, datorită existenţei unei slăbiciuni a cifrului RC4 (există câteva chei slabe, foarte uşor de spart), WEP poate fi spart destul de uşor; pe de altă parte, modelul de securitate oferit este destul de neflexibil.

- *WiFi Protected Access — WPA*: corectează problemele WEP, păstrând compatibilitatea cu plăcile de reţea existente. În privinţa criptării, WPA păstrează cifrul RC4 din motive de compatibilitate, dar vine cu o schemă diferită de gestiune a cheilor de criptare, capabilă să evite cheile slabe.

  În privinţa obţinerii unui model de securitate mai flexibil, WPA are două moduri de lucru:

  - *WPA-Personal*, numit şi *WPA-PSK* (de la *Pre-Shared Key*), în care se utilizează un secret partajat între toţi membrii celulei, fiind similar cu WEP (dar mult mai sigur).
  - *WPA-Entreprise*, în care cheile se obţin pe baza unor chei individuale ale utilizatorilor. Controlul accesului şi obţinerea cheilor se face printr-un mecanism numit *Extensible Authentication Protocol* (*EAP*), descris mai jos.

- *IEEE 802.11i* [IEEE 802.11i, 2004], numit şi *WPA2*, extinde *WPA* adăugând, între altele, posibilitatea utilizării cifrului AES. Ca şi în cazul *WPA*, există două moduri de lucru, cu cheie partajată în prealabil sau utilizând *EAP*.

Protocolul de autentificare extensibil, *EAP* [RFC 3748, 2004], este un protocol generic, ce permite utilizarea mai multor scheme de autentificare. *EAP* este utilizat şi de alte protocoale în afară de *WPA* şi *WPA2*, şi anume poate fi utilizat în cadrul legăturilor *PPP* [RFC 1661, 1994], precum şi pentru autentificarea conectărilor la o reţea cablată IEEE 802.3, conform [IEEE 802.1X, 2001].

Arhitectura *EAP* conţine următoarele componente:

- *clientul* ce trebuie să-şi dovedească identitatea în scopul obţinerii accesului

la reţea. Rolul clientului îl are placa de reţea 802.11 (sau placa de reţea 802.3 sau clientul PPP). În terminologia *EAP*, acesta este numit *supplicant*.

- *punctul de acces* este entitatea care trebuie să autentifice clientul pentru a-i oferi acces la serviciile reţelei. Rolul de punct de acces îl are AP-ul 802.11 (sau switch-ul 802.3 sau serverul PPP). În terminologia *EAP*, acesta se numeşte *authenticator*.
- *serverul de autentificare* este entitatea care deţine baza de date cu cheile clienţilor şi realizează efectiv autentificarea.

Protocolul *EAP* prevede un schimb de mesaje între client şi serverul de autentificare. Dacă serverul de autentificare este distinct faţă de punctul de acces, comunicaţia dintre client şi serverul de autentificare trece prin punctul de acces, iar porţiunea din calea de comunicaţie dintre punctul de acces şi serverul de autentificare este protejată criptografic pe baza unui secret partajat între punctul de acces şi serverul de autentificare. Serverul de autentificare este de obicei un server RADIUS.

Unele dintre mecanismele efective de autentificare utilizabile în cadrul *EAP* sunt:

- *EAP-MD5* prevede că serverul de autentificare trimite clientului un număr aleator, iar clientul răspunde cu dispersia MD5 a concatenării numărului aleator cu parola clientului. Funcţionarea mecanismului necesită ca serverul să aibă în baza de date, în clar, parola clientului. *EAP-MD5* permite doar autentificarea clientului, nu şi stabilirea unor chei pentru criptarea sau autentificarea mesajelor.
- *EAP-TLS* necesită ca atât clientul cât şi serverul de autentificare să aibă prestabilite chei secrete SSL/TLS, iar fiecare dintre ei să aibă certificatul TLS al celuilalt (vezi şi § 11.3.2.5). Se stabileşte o conexiune TLS între client şi serverul de autentificare, utilizând certificatele acestora, iar în cadrul acestei conexiuni stabilesc cheile pentru comunicaţia ulterioară între client şi punctul de acces.
- *PEAP* (de la *Protected EAP*) prevede utilizarea TLS pentru deschiderea unei conexiuni securizate între client şi serverul de autentificare, însă doar serverul are o cheie TLS, clientul autentificând serverul pe baza certificatului corespunzător. După deschiderea conexiunii TLS, urmează autentificarea clientului de către server, iar în caz de succes are loc negocierea cheilor pentru securizarea comunicaţiei între client şi punctul de acces. În terminologia *PEAP*, conexiunea *TLS* se numeşte *mecanismul exterior de autentificare*, iar mecanismul de autentificare a clientului

se numeşte *mecanismul interior*. Mecanismul interior cel mai răspândit este *MSCHAP*, care este un mecanism similar cu *EAP-MD5*.

Capitolul 10

Internetul

Denumirea *Internet* desemnează două lucruri: pe de o parte un protocol de nivel reţea (*Internet Protocol*, *IP*, *protocolul Internet*), iar pe de altă parte reţeaua Internet, care este o reţea la scară mondială bazată pe protocolul Internet.

Capitolul de faţă prezintă:

- protocolul Internet (IP), împreună cu celelalte protocoale de bază ale reţelelor de tip Internet (TCP, DNS, ARP, etc.);
- câteva aspecte administrative legate de reţeaua mondială Internet.

10.1. Arhitectura reţelei

Facem în continuare o scurtă trecere în revistă a conceptelor de bază ale unei reţele bazate pe protocolul Internet. Aceste concepte vor fi detaliate în paragrafele care urmează.

Serviciul de comunicaţie oferit de o reţea Internet este de tip datagrame; în terminologia Internet acestea se numesc *pachete*.

Ca orice reţea (vezi capitolul 5), o reţea Internet este alcătuită din *noduri*, interconectate între ele. Într-o reţea Internet, toate nodurile pot acţiona ca noduri finale (adică să fie sursă sau destinaţie pentru comunicaţie). Sunt numite *staţii* (engl. *hosts*) nodurile ce nu pot acţiona ca noduri intermediare şi *rutere* nodurile ce pot acţiona ca noduri intermediare.

Staţiile sunt în mod uzual calculatoare (PC-uri, mainframe-uri), dispozitive mobile (PDA-uri), imprimantele de reţea sau alte dispozitive. Remarcăm că switch-urile Ethernet sunt noduri IP numai dacă sunt configurabile. În acest caz, ele au doar rol de staţie şi doar în scopul de-a putea fi contactate în vederea configurării.

Nodurile intermediare sunt fie PC-uri, fie dispozitive dedicate (*rutere* dedicate).

Legăturile directe pot fi realizate prin linii seriale, linii telefonice cu modemuri, reţele locale IEEE 802, cablu TV, etc. Modul de utilizare a fiecărui tip de legătură directă de către o reţea Internet este standardizat prin standarde auxiliare (§ 10.5). Există chiar un standard [RFC 1149, 1990] de utilizare ca legături directe a porumbeilor călători; deşi standardul a fost publicat ca o glumă de 1 aprilie, el ilustrează foarte bine independenţa între nivele într-o reţea.

Din punctul de vedere al unei reţele Internet, o legătură directă este orice fel de canal de comunicaţie pe care reţeaua de tip Internet o poate folosi.

Fiecare nod este identificat prin una sau mai multe *adrese IP*. Cu excepţia unor adrese cu rol special, o adresă IP identifică unic un nod. Unele noduri, în special cele intermediare, au mai multe adrese IP asociate.

Adresele IP sunt arareori folosite direct de utilizatorii umani. În locul lor se utilizează *numele de domeniu*. Corespondenţa între un nume de domeniu şi adresa IP se realizează cu ajutorul sistemului DNS (*Domain Name Service*), descris în § 10.4.

Protocolul Internet a fost proiectat pentru a asigura o toleranţă deosebit de mare la pene. După căderea unor noduri sau a unor legături, dacă mai există totuşi un drum între două noduri el va fi găsit şi utilizat în cele din urmă. Această toleranţă la pene vine cu un preţ: nu există garanţii cu privire la întârzierea maximă în livrarea unui pachet sau debit minim garantat; ba chiar este posibil ca un pachet să fie pierdut complet (acest lucru se poate întâmpla cu pachetele surprinse pe drum de o pană, precum şi în caz de încărcare mare a reţelei), să ajungă în dublu exemplar sau două pachete să ajungă la destinaţie în ordine inversă a trimiterii.

Este sarcina nivelelor superioare să se descurce în aceste condiţii. În acest scop, între aplicaţie şi nivelul reţea este plasat un nivel intermediar, *nivelul transport*, cu rolul de-a furniza aplicaţiei un serviciu mai potrivit.

10.2. Protocolul IP

Protocolul Internet (engl. *Internet Protocol — IP*) descrie formatul pachetelor şi câteva aspecte privind activitatea nodurilor reţelei.

Protocolul IP are două versiuni aflate curent în uz: versiunea 4 (cea mai utilizată în prezent, numită prescurtat *IPv4*) standardizată prin [RFC 791, 1981] şi versiunea 6 (care se răspândeşte relativ încet, numită prescurtat *IPv6*) standardizată prin [RFC 2460, 1998].

10.2.1. Structura pachetului IP

Un pachet IP este alcătuit dintr-un antet fix, un număr variabil de opţiuni şi, în final, datele utile.

Antetul fix conţine datele necesare pentru dirijarea pachetului. Conţinutul antetului fix este dat în tabelele 10.1 (pentru versiunea 4) şi 10.2 (pentru versiunea 6). Semnificaţia diferitelor câmpuri va fi descrisă în paragrafele care urmează.

Nume câmp	Lungime (biţi)	Rol
Versiune	4	Versiunea protocolului; valoarea este fixă: 4.
IHL	4	Lungimea antetului, inclusiv opţiunile, în grupuri de 32 biţi (valoarea minimă este 5, adică 160 biţi).
TOS	8	Tip serviciu (vezi § 10.2.6.2).
Lungime totala	16	Lungimea totală, antet plus date utile, în octeţi.
Identificare	16	Identificator pentru reasamblarea fragmentelor (vezi § 10.2.6.1).
Rezervat	1	Rezervat pentru extinderi ulterioare; are valoarea 0.
Nu fragmenta	1	vezi § 10.2.6.1.
Ultimul fragment	1	Marchează ultimul fragment sau un pachet nefragmentat (vezi § 10.2.6.1).
Deplasament	13	Deplasament pentru reasamblarea fragmentelor.
Timp de viaţă	8	Timpul rămas până la distrugerea pachetului (vezi § 10.2.5.3).
Protocol	8	Identificarea protocolului de nivel superior căruia îi aparţin datele utile.
Suma de control	16	Suma de control a antetului.
Adresă sursă	32	Adresa nodului ce a creat pachetul.
Adresă destinaţie	32	Adresa destinatarului final al pachetului.

Tabelul 10.1: Antetul IP versiunea 4

Opţiunile sunt informaţii pentru dirijarea pachetului pentru cazuri mai speciale; deoarece aceste informaţii nu sunt necesare decât pentru anumite tipuri de pachete, ele sunt prezente doar în pachetele în care este nevoie de

Nume câmp	Lungime (biţi)	Rol
Versiune	4	Versiunea protocolului IP. Valoarea este fixă: 6.
Clasă trafic	8	tip serviciu (vezi § 10.2.6.2).
Etichetă flux	20	vezi § 10.3.1.8.
Lungime rest	16	Lungimea pachetului minus antetul fix, în octeţi.
Tip antet următor	8	Dacă există opţiuni, tipul primului antet opţional; altfel, protocolul căruia îi aparţin datele utile.
Limită salturi	8	Numărul maxim de salturi până la distrugerea pachetului (vezi § 10.2.5.3).
Adresa sursă	128	Adresa nodului ce a emis pachetul.
Adresa destinaţie	128	Adresa destinatarului final al pachetului.

Tabelul 10.2: Antetul IP versiunea 6

ele.

Datele utile sunt un şir de octeţi asupra căruia protocolul IP nu impune nici o restricţie, cu excepţia lungimii. Lungimea maximă admisă de protocol este de 65515 octeţi (65535 octeţi pachetul întreg) pentru IPv4 şi 65535 octeţi, inclusiv antetele opţionale, pentru IPv6. Este permis ca unele noduri să nu poată procesa pachete în care datele utile sunt mai lungi de 556 octeţi (576 octeţi tot pachetul) pentru IPv4 şi 1240 octeţi (1280 octeţi tot pachetul) pentru IPv6 (a se vedea şi § 10.2.6.1).

10.2.2. Bazele dirijării pachetelor IP

10.2.2.1. Subreţele şi interfeţe

O *subreţea* este o mulţime de noduri legate direct fiecare cu fiecare. De exemplu, o reţea Ethernet construită cu cabluri magistrală este o subreţea IP. O reţea Ethernet cu hub-uri sau switch-uri este de asemenea o subreţea IP întrucât, din punctul de vedere al calculatorului la care este ataşată o placă de reţea, o reţea Ethernet construită cu cablu magistrală se comportă identic cu o reţea construită cu hub-uri sau switch-uri. Ca alt exemplu, o linie serială construieşte o subreţea cu două calculatoare.

Interfaţa de reţea este un concept abstract care desemnează legătura dintre un nod şi o subreţea. În cazul în care legătura directă este realizată de

o reţea IEEE 802, interfaţa de reţea este placa de reţea împreună cu driver-ul ei.

Fiecare interfaţă de reţea are propria adresă IP. Ca urmare, un nod ce are n plăci de reţea va avea n adrese IP distincte.

Are sens să vorbim despre *interfeţele membre ale unei subreţele*, ca fiind interfeţele prin care nodurile din subreţea sunt conectate la acea subreţea. Adresele IP dintr-o subreţea sunt adresele IP ale interfeţelor din acea subreţea.

10.2.2.2. Prefixul de reţea

Fiecare subreţea are asociat un *prefix de reţea*, adică un anumit şir de biţi de lungime mai mică decât lungimea unei adrese IP. Toate adresele IP ale interfeţelor din acea subreţea trebuie să înceapă cu acel prefix de reţea. Prefixul unei subreţele nu este permis să fie prefix al unei adrese IP din afara acelei subreţele. Ca urmare, un prefix identifică unic o subreţea.

Sufixul unei adrese, adică şirul de biţi din adresă care nu fac parte din prefixul subreţelei, îl vom numi *adresa în cadrul subreţelei*. Numărul de biţi ai sufixului determină numărul de noduri ce pot fi membre ale subreţelei.

Adresele în care sufixul este format numai din biţi 0 sau numai din biţi 1 (aşadar două adrese pentru fiecare subreţea) sunt rezervate şi nu pot fi asignate nodurilor reţelei (a se vedea şi [RFC 1700, 1994]).

Exemplul 10.1: Pentru simplificarea exemplului vom presupune că adresele IP sunt doar de 8 biţi. Presupunem că o subreţea ar avea prefixul de reţea 10110. Adresa 10110010, dacă există, trebuie să desemneze o interfaţă din acea reţea.

Adresa 10111010 nu poate face parte din acea subreţea, deoarece nu începe cu prefixul subreţelei. Notăm că un nod care are o interfaţă în subreţeaua 10110 şi o interfaţă în altă reţea ar putea avea adresa 10111010 pe cea de-a doua interfaţă.

Din subreţeaua considerată, cu prefixul 10110, pot face parte adresele, în număr de $2^3 = 8$, din intervalul 10110000–10110111. Adresele 10110000 şi 10110111 sunt rezervate; rămân deci 6 adrese ce pot fi asignate nodurilor subreţelei.

Un exemplu de asignare a adreselor este prezentat în figura 10.1. Pătrăţelele numerotate reprezintă calculatoarele, iar liniile reprezintă legăturile directe, figurate aici ca şi când ar fi realizate prin cabluri magistrală. De remarcat că nodul cu numărul 3 are două adrese, 10110001 şi 10111010, câte una pentru fiecare interfaţă.

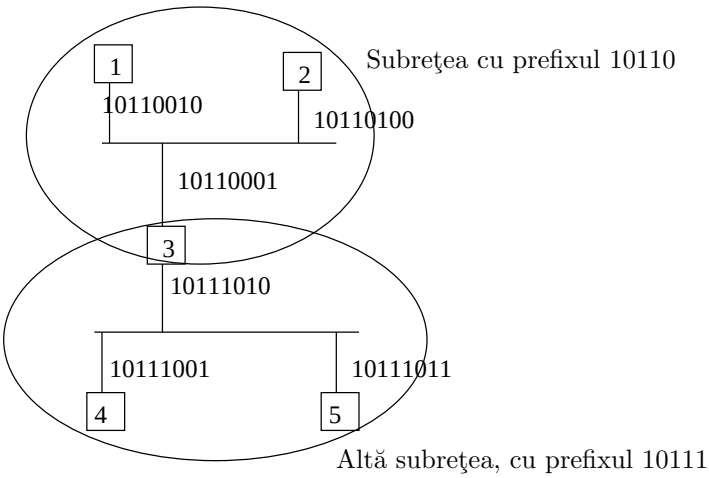


Figura 10.1: O reţea formată din două subreţele. Vezi exemplul 10.1

10.2.2.3. Tabela de dirijare

La primirea unui pachet IP, un nod execută următorul algoritm:

1. dacă adresa destinaţie este una din adresele nodului curent, pachetul este livrat local (nivelului superior);
2. altfel, dacă adresa destinaţie este adresa unui vecin direct, pachetul este livrat direct acelui vecin;
3. altfel, se determină vecinul direct cel mai apropiat de destinatarul pachetului şi i se dă pachetul, urmând ca acesta să-l trimită mai departe.

Pentru pasul 2, este necesar ca nodul să determine dacă adresa destinaţie corespunde unui vecin direct şi care este interfaţa prin care se realizează legătura. Livrarea efectivă este realizată de interfaţa de reţea; acesteia i se dă pachetul şi adresa IP a vecinului.

Pentru pasul 3, trebuie determinat în primul rând vecinul direct căruia i se va trimite pachetul. Dacă acesta are mai multe interfeţe, trebuie utilizată interfaţa prin intermediul căruia el este vecin nodului curent. O dată determinată adresa interfeţei, trimiterea pachetului se face ca la pasul 2.

Deciziile de la paşii 2 şi 3 se iau pe baza *tabelei de dirijare* a nodului curent. O tabelă de dirijare constă dintr-o mulţime de *reguli de dirijare*. Fiecare regulă asociază o *ţintă* unui *grup de adrese* destinaţie.

Grupul de adrese este specificat printr-un prefix de reţea. Pentru un pachet dat se aplică acea regulă de dirijare în care prefixul ce specifică grupul este prefix al adresei destinaţie a pachetului. Dacă există mai multe astfel de

reguli de dirijare, se aplică regula cu prefixul cel mai lung — adică cea mai specifică dintre regulile de dirijare aplicabile.

Ţinta poate fi fie o interfaţă, fie o adresă IP.

Dacă ţinta este o interfaţă, destinaţia trebuie să fie un vecin direct, accesibil prin acea interfaţă; în acest caz pachetul de dirijat este livrat direct destinatarului prin interfaţa dată în regulă, conform pasului 2.

Dacă ţinta este o adresă, aceasta trebuie să fie adresa unei interfeţe vecine. În acest caz pachetul de dirijat este trimis nodului vecin a cărui adresă este specificată în tabela de dirijare. Nodul vecin respectiv poartă denumirea de *gateway* şi trebuie să fie configurat să acţioneze ca nod intermediar.

De notat că adresa sursă şi adresa destinaţie din antetul IP nu se modifică în cursul acestei proceduri. Sursa rămâne nodul care a emis pachetul, iar destinaţia rămâne nodul căruia trebuie să-i fie livrat în cele din urmă pachetul. Atunci când modulul de reţea pasează unei interfeţe de reţea un pachet în vederea transmiterii pachetului către un nod vecin, modulul de reţea va comunica interfeţei două lucruri: pachetul, în care adresa destinaţie reprezintă destinatarul final, şi adresa vecinului direct căruia interfaţa îi va livra pachetul. Acesta din urmă poate fi diferit faţă de destinatarul final dacă este doar un intermediar pe drumul către destinatarul final.

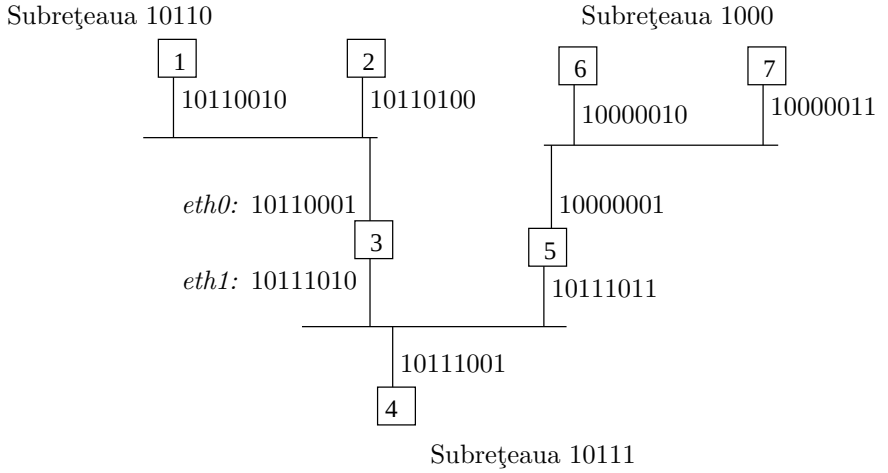


Figura 10.2: O reţea pentru exemplul 10.2

Exemplul 10.2: Fie reţeaua din figura 10.2, formată din trei subreţele. Pentru nodul nr. 3, au fost figurate şi numele interfeţelor de reţea: *eth0* către subreţeaua de sus şi *eth1* către subreţeaua de jos. Tabela de dirijare a nodului 3 este cea ilustrată în tabelul 10.3.

Nr. crt.	Grup de adrese (prefix)	Ţinta
1.	10110	interfaţa *eth0*
2.	10111	interfaţa *eth1*
3.	1000	nodul 10111011

Tabelul 10.3: Tabela de dirijare pentru nodul 3 din figura 10.2 (exemplul 10.2).

Considerăm că nodul 3 primeşte un pachet cu destinaţia 10110010 (nodul 1). Singura regulă aplicabilă este regula 1, deoarece 10110 este prefix pentru 10110010. Conform acestei reguli, pachetul poate fi livrat direct prin interfaţa *eth0*.

Fie acum un pachet cu destinaţia 10000010 (nodul 6). Regula aplicabilă este regula 3. Conform acesteia, pachetul trebuie trimis nodului cu adresa 1011101, urmând ca acesta să-l trimită mai departe. Modulul IP caută în continuare regula aplicabilă pentru destinaţia 10111011 şi găseşte regula 2, conform căreia pachetul se trimite prin interfaţa *eth1*. Prin urmare, pachetul destinat lui 10000010 va fi trimis lui 10111011 prin interfaţă *eth1* (urmând ca nodul 5 să-l livreze mai departe nodului 6).

De remarcat că nodurile ce apar ca ţintă în regulile tabelelor de dirijare trebuie specificate prin adresele interfeţelor accesibile direct din nodul curent. În exemplul 10.2, este esenţial ca, în ultima regulă a tabelei de dirijare a nodului 3, nodul 5 să fie specificat prin adresa 10111011 şi nu prin adresa 10000001. Nodul cu adresa 10111011 este accesibil prin interfaţa *eth1*, conform regulii 2; dacă ar fi fost specificat prin adresa 10000001, nodul 3 nu ar fi putut determina cum să-i trimită pachetul.

În majoritatea cazurilor, tabela de dirijare are o regulă numită *implicită*, corespunzătoare prefixului vid şi, ca urmare, aplicată pentru pachetele pentru care nu este aplicabilă nici o altă regulă. Această regulă, dacă există, are totdeauna ca ţintă o adresă IP a unui nod vecin al nodului curent. Acest nod (de fapt, această adresă IP) poartă denumirea de *default gateway*.

10.2.3. Scrierea ca text a adreselor şi prefixelor

10.2.3.1. Scrierea adreselor IP

Atunci când o adresă IP este scrisă pe hârtie sau într-un fişier text, se afişează pe ecran sau se citeşte de la tastatură, adresa este scrisă într-un format standard descris în continuare.

Adresele IP versiunea 4, care sunt şiruri de 32 de biţi, se scriu ca şir de 4 numere, scrise în baza 10, separate prin puncte. Fiecare număr este de fapt valoarea câte unui grup de 8 biţi, văzut ca număr. Această scriere se numeşte *notaţie zecimală cu punct*.

Pe lângă notaţia zecimală cu punct, adresele IP versiunea 4 pot fi scrise în *notaţia zecimală simplă*: se scrie direct valoarea adresei ca număr, scris în baza 10.

Exemplul 10.3: Fie adresa 1100-0000-1010-1000-0000-0000-0010-0010 (liniuţele au fost scrise numai pentru uşurarea citirii). Notaţia zecimală cu punct este 192.168.0.34. Notaţia zecimală simplă este 3232235554.

Adresele IP versiunea 6 sunt şiruri de 128 de biţi. Scrierea lor obişnuită se face ca un şir de 32 cifre hexa, fiecare reprezentând câte 4 biţi din adresă. Cifrele hexa sunt grupate câte 4, iar grupurile succesive sunt separate prin câte un caracter *două puncte*. Pentru a scurta scrierea, se permit următoarele optimizări:

- zerourile de la începutul unui grup pot să nu fie scrise;
- un grup cu valoarea 0 sau mai multe astfel de grupuri consecutive se pot elimina, împreună cu separatorii *două puncte* dintre ei, rămânând doar două caractere *două puncte* succesive. Acest lucru se poate face într-un singur loc al adresei, altfel s-ar crea evident o ambiguitate.

Exemplul 10.4: O posibilă adresă IPv6 este

```
fe80:0000:0000:0000:0213:8fff:fe4e:fbf4
```

Posibile scrieri prescurtate sunt

```
fe80:0:0:0:213:8fff:fe4e:fbf4
```

sau

```
fe80::213:8fff:fe4e:fbf4
```

Adresa `0:0:0:0:0:0:0:1` se scrie compact `::1`.

Pentru adrese IPv6 alocate în vederea compatibilităţii cu IPv4, este acceptată scrierea în care primii 96 biţi sunt scrişi în format IPv6, iar ultimii 32 de biţi sunt scrişi în format IPv4, separaţi de primii printr-un caracter *două puncte*.

Exemplul 10.5: Adresa `0:0:0:0:0:0:c100:e122` se poate scrie şi

`0:0:0:0:0:0:193.0.225.34`

sau, mai compact,

`::193.0.225.34`

10.2.3.2. Scrierea prefixelor de reţea

Prefixele de reţea fiind de lungime variabilă, trebuie precizată atât valoarea efectivă a prefixului cât şi lungimea acestuia. Există două notaţii: notaţia cu adresa subreţelei şi lungimea prefixului şi notaţia cu adresa subreţelei şi masca de reţea.

În notaţia cu adresă şi lungime, prefixul se completează cu zerouri la lungimea unei adrese IP (adică la 32 de biţi pentru versiunea 4 şi la 128 de biţi pentru versiunea 6); rezultatul se numeşte *adresa de reţea*. Adresa de reţea se scrie ca şi când ar fi o adresă IP normală, după care se scrie (fără spaţiu) un caracter *slash* (`/`) urmat de lungimea prefixului scrisă ca număr în baza 10.

Exemplul 10.6: Prefixul IPv4 1100-0000-1010-1000-110 se scrie, în notaţia cu adresă de reţea şi lungime (notaţie cu slash) 192.168.192.0/19. Prefixul 1100-0000-1010-1000-1100-0000 se scrie 192.168.192.0/24. De remarcat importanţa specificării lungimii.

În notaţia cu adresă de reţea şi mască de reţea, se scrie mai întâi adresa de reţea, ca şi în cazul scrierii cu adresă şi lungime, după care se scrie (cu un *slash* între ele sau în rubrici separate) aşa-numita *mască de reţea*. Masca de reţea constă dintr-un şir de biţi 1 de lungimea prefixului de reţea urmat de un şir de biţi 0, având în total lungimea unei adrese IP. Mască de reţea, se scrie ca şi când ar fi o adresă IP.

Notaţia cu adresă şi mască se utilizează numai pentru IP versiunea 4.

Exemplul 10.7: Prefixul 1100-0000-1010-1000-110 se scrie, în notaţia cu adresă de reţea şi masca, 192.168.192.0/255.255.224.0. Prefixul 1100-0000-1010-1000-1100-0000 se scrie 192.168.192.0/255.255.255.0.

10.2.4. Alocarea adreselor IP şi prefixelor de reţea

Alocarea adreselor IP pentru reţeaua mondială Internet se realizează de către *Internet Assigned Numbers Authority* (*IANA*). Mai multe despre alocare se găseşte la [IANA,]. Deşi nu este actualizat, este instructiv de citit şi [RFC 1700, 1994].

10.2.4.1. Alocarea pe utilizări

Adresele IPv4 sunt împărţite după cum urmează:

- Adresele cu prefixele 0.0.0.0/8 şi şi 127.0.0.0/8 sunt rezervate. Adresa 127.0.0.1, pentru fiecare nod, desemnează acel nod, cu alte cuvinte un pachet destinat adresei 127.0.0.1 este totdeauna livrat nodului curent. Adresa 0.0.0.0 înseamnă adresă necunoscută; poate fi folosită doar ca adresă sursă în pachete emise de un nod care încearcă să îşi afle propria adresă.
- Adresele cu prefixul 224.0.0.0/4 sunt utilizate ca adrese de multicast (aşa-numita *clasă D*).
- Adresele cu prefixul 240.0.0.0/4 sunt rezervate (aşa-numita *clasă E*).
- Adresele cu prefixele 10.0.0.0/8, 172.16.0.0/12 şi 192.168.0.0/16 sunt numite *adrese private* [RFC 1918, 1996]. Aceste adrese pot fi utilizate intern de oricine, fără să fie necesar alocarea la IANA, însă cu condiţia ca pachetele purtând astfel de adrese ca sursă sau destinaţie să nu ajungă în afara nodurilor gestionate de acea persoană sau instituţie. Aceste adrese se utilizează pentru acele noduri, din reţeaua proprie a unei instituţii, care nu au nevoie de acces direct la Internet. Mai multe detalii despre utilizarea acestor adrese vor fi date în § 10.7.2
- Restul adreselor se alocă normal nodurilor din Internet.

10.2.4.2. Alocarea adreselor şi dirijarea ierarhică

În lipsa oricăror grupări ale adreselor, majoritatea nodurilor din Internet ar trebui să aibă în tabela de dirijare câte o regulă pentru fiecare nod. O asemenea soluţie nu este realizabilă practic la scară mondială. Din această cauză, adresele se alocă instituţiilor doritoare în blocuri de adrese, fiecare bloc având un prefix unic, întocmai ca în cazul subreţelelor.

Un bloc de adrese se alocă unei subreţele sau grup de subreţele interconectate care apar, din restul Internetului, ca o singură subreţea. Din afara subreţelei corespunzătoare unui bloc, toate pachetele destinate adreselor din bloc sunt dirijate identic, conform unei reguli care are ca prefix prefixul blocului. În tabela de dirijare a unui nod oarecare din Internet va fi necesar astfel câte o regulă pentru fiecare bloc, şi nu câte o regulă pentru fiecare nod.

Pentru stabilirea dimensiunilor blocurilor, iniţial adresele IP versiunea 4 au fost împărţite în *clase*:

A: Adresele cu prefixul 0.0.0.0/1 au fost împărţite în 128 blocuri alocabile, fiecare bloc având câte 2^{24} adrese. Lungimea prefixului unui bloc este de 8 biţi.

B: Adresele cu prefixul 128.0.0.0/2 au fost împărţite în 16384 blocuri de câte 65536 adrese. Prefixul unui bloc este de 16 biţi.

C: Adresele cu prefixul 192.0.0.0/3 au fost împărţite în 2^{21} blocuri de câte 256 adrese. Lungimea prefixului unui bloc este de 24 de biţi.

Ideea împărţirii între clasele A, B şi C era aceea ca, dându-se o adresă IP, să se poată determina lungimea prefixului blocului din care face parte. Acest lucru simplifică mult calcularea tabelelor de dirijare şi chiar căutarea în tabela de dirijare a regulii aplicabile.

Împărţirea în clase s-a dovedit prea inflexibilă. Pe de o parte, împărţirea este ineficientă, ducând la alocarea câte unui bloc de clasă B (adică 65536 adrese) pentru instituţii care nu aveau nevoie de mai mult de câteva sute de adrese. Pe de altă parte, nu există nici o corelaţie între blocurile de adrese alocate unor instituţii diferite dar din aceeaşi zonă geografică; în consecinţă, pentru majoritatea ruterelor din Internet este nevoie de câte o regulă de dirijare pentru fiecare instituţie căreia i s-a alocat un bloc de adrese.

Ca urmare s-a decis o nouă schemă de alocare a blocurilor de adrese. Noua schemă se numeşte CIDR (engl. *Classless InterDomain Routing*) şi este descrisă în [RFC 1518, 1993].

În schema CIDR, un prefix de bloc poate avea orice lungime. O instituţie ce doreşte acces Internet poate solicita alocarea unui bloc de adrese, cu un număr de adrese egal cu o putere a lui 2.

O instituţie care furnizează acces Internet altor instituţii este încurajată să aloce mai departe, din blocul alocat ei, sub-blocuri pentru instituţiile cărora le oferă acces Internet. Astfel, din afara reţelei furnizorului de acces Internet, reţeaua furnizorului împreună cu toţi clienţii lui se vede ca o singură subreţea în care toate adresele au acelaşi prefix.

CIDR mai prevede o grupare a blocurilor pe continente, astfel încât pentru un nod aflat pe un continent toate (sau majoritatea) adreselor de pe un alt continent să se dirijeze conform unei singure reguli. Această grupare este aplicabilă doar adreselor care nu erau deja alocate la momentul introducerii CIDR; CIDR nu şi-a pus problema realocării adreselor deja alocate.

Pentru adresele IP versiunea 6 se foloseşte numai schema CIDR.

10.2.5. Erori la dirijare şi protocolul ICMP

Protocolul ICMP (*Internet Control Message Protocol*) are scop diagnosticarea diverselor probleme legate de dirijarea pachetelor IP. Fiind strâns legat de protocolul IP, ICMP are două versiuni, ICMP pentru IPv4, descris în [RFC 792, 1981] şi numit uneori ICMPv4, şi ICMP pentru IPv6, descris în [RFC 2463, 1998] şi numit şi ICMPv6.

Protocolul constă în transmiterea, în anumite situaţii, a unor *pachete ICMP*. Un pachet ICMP este un pachet IP în care câmpul *protocol* are valoarea 1 pentru ICMPv4, respectiv 58 pentru ICMPv6, iar zona de date utile este structurată conform standardului ICMP.

Pachetele ICMP sunt de obicei generate de modulul de reţea al unui nod, ca urmare a unei erori apărute în livrarea unui pachet IP. Pachete ICMP mai pot fi generate şi de programe utilizator, prin intermediul *socket*-urilor de tip `SOCK_RAW`. Astfel de aplicaţii servesc la testarea funcţionării reţelei.

O dată generat, un pachet ICMP este transmis prin reţea ca orice alt pachet IP. Ajuns la destinaţie, modulul de reţea (IP) al nodului destinaţie examinează câmpul *protocol* şi, constatând că este vorba de un pachet ICMP, îl livrează modulului ICMP al nodului destinaţie. Modulul ICMP trebuie să fie prezent şi funcţional în orice nod IP; în implementările obişnuite este parte a nucleului sistemului de operare al calculatorului ce constituie nodul.

Datele utile sunt formatate conform standardului ICMP şi încep cu doi întregi pe câte 8 biţi reprezentând tipul şi subtipul mesajului ICMP (vezi tabelul 10.4). Formatul restului pachetului depinde de tipul mesajului ICMP; în majoritatea cazurilor, este prezentă o copie a primilor câteva zeci de octeţi din pachetului IP care a dus la generarea pachetului ICMP.

Situaţiile ce duc la generarea pachetelor ICMP, precum şi acţiunile întreprinse de un nod la primirea unui pachet ICMP, sunt descrise în paragrafele următoare.

10.2.5.1. Pachete nelivrabile

Un nod declară un pachet nelivrabil dacă:

- nici o regulă din tabela de dirijare a nodului nu este aplicabilă destinaţiei pachetului; sau
- interfaţa de reţea prin care trebuie trimis pachetul nu este funcţională sau nu poate livra pachetul destinatarului (destinatarul nu răspunde).

În aceste cazuri, nodul curent trimite un pachet ICMP, având:

- *adresa sursa:* adresa nodului curent,
- *adresa destinaţie:* adresa sursă a pachetului nelivrabil,
- *tip: destination unreachable.*

Pachetul ICMP mai cuprinde antetul pachetului ce nu a putut fi livrat. Destinatarul pachetului ICMP, care este de fapt sursa pachetului nelivrabil, trebuie să analizeze antetul pachetului returnat şi să informeze nivelul superior (probabil TCP sau UDP) asupra problemei.

Tip	Subtip	Ce semnalizează
3 — Destination unreachable	0 — network unreachable 1 — host unreachable 3 — protocol unreachable	pachet nelivrabil, conform § 10.2.5.1
	4 — fragmentation needed	pachet prea mare şi flagul *nu fragmenta* setat; vezi § 10.2.6.1
	5 — source route failed	pachetul a avut opţiunea *dirijare de către sursă* şi ruta specificată este invalidă.
11 — time exceeded	0 — TTL exceeded	pachetul se află de prea mult timp în reţea (probabil ciclează), § 10.2.5.3
	1 — fragment reassembly time exceeded	probabil fragment pierdut, § 10.2.6.1
12 — parameter problem		pachet neconform cu standardul
4 — source quench		cerere încetinire sursă, § 10.2.5.4
5 — redirect	0 — network 1 — host 2 — TOS & network 3 — TOS & host	redirecţionare, § 10.2.5.5
8 — echo request		cerere ecou, § 10.2.5.2
9 — echo reply		răspuns ecou, § 10.2.5.2

Tabelul 10.4: Tipuri şi subtipuri mai importante de pachete ICMPv4

10.2.5.2. Diagnosticarea funcţionării rutelor

Testarea funcţionării comunicaţiei la nivel reţea este un test simplu şi extrem de util în găsirea penelor dintr-o reţea.

În acest scop, pe majoritatea sistemelor există o comandă utilizator, numită `ping`, care testează legătura dintre nodul curent şi nodul specificat.

Comanda `ping` funcţionează prin trimiterea unui pachet ICMP cu tipul *echo request* (rom. cerere ecou) către nodul specificat. Nodul destinaţie al unui pachet *echo request* răspunde prin trimiterea înapoi (către sursa pachetului *echo request*) a unui pachet ICMP cu tipul *echo reply* (rom. *răspuns ecou*). Pachetul *echo reply* este livrat comenzii `ping`.

Pachetele *echo request* şi *echo reply* se mai numesc uneori *ping* şi *pong*. Pachetele cu tipurile *ping* şi *pong* au prevăzute, conform standardului, două câmpuri, *identificare* şi *nr. secvenţă*, pe baza cărora nucleul sistemului şi comanda `ping` identifică corespondenţele între pachetele *ping* trimise şi pachetele *pong* recepţionate. Pachetele *ping* şi *pong* au prevăzut şi un câmp, de dimensiune arbitrară, de date utile; scopul acestui câmp este testarea transmiterii pachetelor mari.

Pe lângă comanda `ping` care testează funcţionarea unei legături, există o comandă, `traceroute` (pe sisteme de tip Unix) sau `tracert` (pe Windows), care afişează adresele ruterelor prin care trece un pachet pentru o anumită destinaţie.

Există mai multe metode pentru a afla drumul spre un anumit nod. Metoda utilizată de comanda `traceroute` se bazează pe trimiterea, spre acel nod, a unor pachete *ping* cu valori mici pentru timpul de viaţă (vezi § 10.2.5.3). Un astfel de pachet parcurge începutul drumului spre nodul destinaţie, însă, după parcurgerea unui număr de noduri intermediare egal cu valoarea iniţială a timpului de viaţă, provoacă trimiterea înapoi a unui pachet ICMP de tip *TTL exceeded*. Trimiţând pachete *ping* cu diferite valori pentru timpul de viaţă, se primesc pachete *TTL exceeded* de la diferitele noduri de pe traseul spre destinaţie.

O altă posibilitate de-a afla ruta spre un anumit nod este furnizată de un antet opţional, standardizat şi în IPv4 şi în IPv6, care cere ruterelor să-şi scrie fiecare adresa în acest antet opţional.

10.2.5.3. Ciclarea pachetelor IP

Este posibil să existe (temporar) inconsistenţe în tabelele de dirijare. De exemplu, se poate ca tabela de dirijare a nodului A să indice nodul B ca nod următor pe ruta către C, iar tabela nodului B să indice ca nod următor pe ruta către C nodul A. În acest caz, dacă A primeşte un pachet destinat lui

C i-l va trimite lui B, B va pasa pachetul înapoi lui A, ş. a. m. d.

Pentru a preveni ciclarea nelimitată a pachetelor în astfel de cazuri, în antetul IP este prevăzut un câmp numit *timp de viaţă*. Valoarea acestui câmp este iniţializată de către nodul sursă al pachetului (valoarea iniţială este de ordinul zecilor) şi este scăzută cel puţin cu 1 de către fiecare nod prin care trece pachetul. Dacă valoarea ajunge la 0, nodul nu mai trimite mai departe pachetul ci îl ignoră sau trimite înapoi un pachet ICMP cu tipul *time exceeded*, subtipul *time to live (TTL) exceeded* (rom. *depăşire timp de viaţă*) pentru a semnala situaţia.

10.2.5.4. Congestia

În general, prin *congestie* se înţelege situaţia în care într-un nod intră pachete într-un ritm mai rapid decât poate nodul să retrimită pachetele, rezultând de aici o funcţionare proastă a reţelei (vezi § 5.3).

În cazul congestiei, nodul congestionat poate cere sursei să reducă traficul prin trimiterea către aceasta a unui pachet ICMP cu tipul *source quench*.

10.2.5.5. Redirecţionarea

Un nod, care primeşte un pachet şi constată că trebuie trimis mai departe în aceeaşi subreţea din care a sosit pachetul, poate informa sursa pachetului cu privire la faptul că pachetul a mers pe o rută neoptimă. Informarea se face printr-un pachet ICMP cu tipul *redirect*.

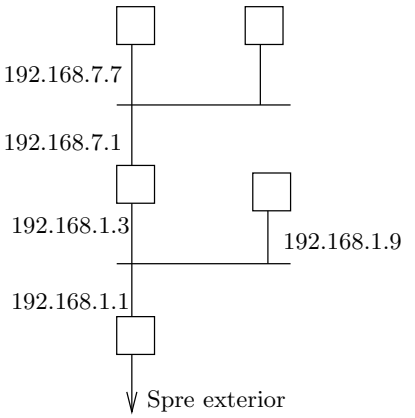


Figura 10.3: O reţea pentru ilustrarea redirecţionării pachetelor (vezi exemplul 10.8)

Exemplul 10.8: Considerăm reţeaua din figura 10.3. Pentru nodurile din

subreţeaua 192.168.1.0/24, ar trebui să existe în tabela de dirijare:

- o regulă care să asocieze prefixului 192.168.7.0/24 gateway-ul 192.168.1.3;
- o regulă indicând ca *default gateway* adresa 192.168.1.1.

În practică, pentru simplificarea administrării, se omite configurarea primei reguli pe toate nodurile cu excepţia nodului 192.168.1.1. În consecinţă, o staţie din subreţeaua 192.168.1.0/24, de exemplu 192.168.1.9, care are de trimis un pachet către un nod din subreţeaua 192.168.7.0/24, de exemplu către 192.168.7.7, va trimite pachetul lui 192.168.1.1 în loc de 192.168.1.3. Nodul 192.168.1.1 trimite mai departe pachetul către 192.168.1.3 şi, totodată, trimite un pachet *ICMP redirect* către 192.168.1.9; aceasta din urmă îşi poate actualiza tabela de dirijare pentru a trimite direct la 192.168.1.3 următoarele pachete destinate nodurilor din subreţeaua 192.168.7.0/24.

10.2.6. Alte chestiuni privind dirijarea pachetelor

10.2.6.1. Dimensiunea maximă a pachetelor şi fragmentarea

Dimensiunea maximă a unui pachet IP este de 64 KiB.

Pe de altă parte, legătura directă între două noduri, dacă are noţiunea de pachet, are o dimensiune maximă a pachetului, care poate fi mai mică decât dimensiunea maximă a pachetului IP: de exemplu, un pachet Ethernet are o dimensiune maximă de 1500 octeţi.

Dacă un pachet IP de transmis este mai mare decât dimensiunea maximă a pachetelor admise de legătura directă între două noduri de pe traseu, există următoarele acţiuni posibile:

- se face o fragmentare şi reasamblare la nivelul legăturii directe, în mod invizibil faţă de nivelul reţea;
- se face o fragmentare şi reasamblare la nivelul reţea (IP);
- se refuză livrarea pachetelor IP şi se lasă în sarcina nivelului superior să se descurce, eventual furnizându-i acestuia dimensiunea maximă acceptabilă a pachetului.

Trebuie remarcat că, în 1981, când s-a standardizat protocolul Internet, era mult prea mult să se ceară fiecărui nod să dispună de câte 64 KiB de memorie pentru memorarea fiecărui pachet.

Fragmentarea la nivelul legăturii directe nu priveşte protocolul IP. Protocolul IP versiunea 6 cere ca nivelul legăturii directe să permită transmiterea pachetelor IP de până la 1280 B, recomandabil până la 1500 B.

Pentru a permite producerea, de către nivelul superior, a unor pachete IP suficient de mici, există un protocol pentru aflarea dimensiunii maxime a pachetelor ce pot trece prin legăturile directe. Protocolul este descris în [RFC 1981, 1996].

Protocolul Internet permite şi fragmentarea la nivel reţea a pachetelor.

Pentru IP versiunea 4, câmpurile necesare pentru fragmentarea şi reasamblarea pachetelor sunt prevăzute în antetul standard. De asemenea, există un flag, *nu fragmenta*, care cere ruterelor de pe traseu să nu încerce fragmentarea ci în schimb să abandoneze transmiterea pachetului.

Pentru IP versiunea 6, câmpurile privind fragmentarea au fost mutate într-un antet opţional, deoarece este probabil să nu fie utilizate frecvent. Fragmentarea poate fi făcută doar de emiţătorul pachetului, ruterele de pe traseu fiind obligate să abandoneze transmiterea în cazul în care pachetul este prea mare.

Fragmentele sunt pachete IP obişnuite, care se transmit independent unul de altul din punctul în care s-a efectuat fragmentarea.

Nodul destinaţie efectuează reasamblarea pachetelor. În acest scop se utilizează câmpurile *identificare* şi *deplasament* şi flagul *mai urmează fragmente*. Astfel, un pachet se va asambla din fragmente având toate aceeaşi valoare în câmpurile *identificare*, *adresă sursă*, *adresă destinaţie* şi *protocol*. Pachetul asamblat va avea antetul identic cu al fragmentelor (mai puţin câmpurile ce controlează fragmentarea). Datele utile vor fi reconstituite din datele utile ale fragmentelor. Câmpul *deplasament* al unui fragment arată locul datelor utile din fragment în cadrul pachetului (reamintim că fragmentele, ca orice pachete IP, se pot pierde, pot fi duplicate şi ordinea lor de sosire poate fi inversată). Lungimea pachetului este determinată din faptul că, în ultimul fragment, flagul *mai urmează fragmente* are valoarea 0.

Destinaţia încearcă reasamblarea unui pachet din momentul în care a primit primul fragment al pachetului. Dacă celelalte fragmente nu sosesc într-un interval de timp suficent de scurt, nodul abandonează reasamblarea şi trimite înapoi un pachet ICMP cu tipul *time exceeded*, subtipul *fragment reassembly time exceeded*.

10.2.6.2. Calitatea serviciului

Dacă un nod este relativ aglomerat, acesta trebuie să ia decizii privind prioritatea pachetelor:

- dacă unele pachete trebuie trimise cât mai repede, faţă de altele care pot fi ţinute mai mult în coada de aşteptare;
- la umplerea memoriei ruterului, care pachete pot fi aruncate (distruse).

Câmpul *tip serviciu* din antetul IP conţine informaţii despre nivelul de calitate a serviciului cerut de emiţătorul pachetului; în funcţie de acesta, modulul de reţea ia deciziile privind ordinea de prioritate a pachetelor.

10.2.7. Configurarea şi testarea unei reţele IP locale

10.2.7.1. Alegerea parametrilor

În majoritatea cazurilor, într-o reţea locală, subreţelele IP, adică legăturile directe între nodurile IP, se realizează prin intermediul unor reţele din familia IEEE 802 (Ethernet sau 802.11). Primul lucru ce trebuie stabilit este alcătuirea subreţelelor.

În continuare se stabileşte, pentru fiecare subreţea IP, prefixul de reţea corespunzător. Prefixul fiecărei subreţele trebuie, pe de o parte, să permită alocarea unui număr suficient de adrese nodurilor din subreţea şi, pe de altă parte, să ducă la alocarea de adrese dintre adresele alocate de furnizorul de acces Internet sau dintre adresele rezervate pentru reţele private (vezi şi § 10.7.2 pentru alte considerente privind utilizarea adreselor private).

Pentru fiecare subreţea IP, nodurile componente trebuie să facă parte din acelaşi VLAN 802.1Q (dacă se definesc VLAN-uri) şi ca urmare trebuie să facă parte din aceeaşi reţea 802 fizică. Această cerinţă este determinată de faptul că, în cadrul unei subreţele IP, fiecare nod trebuie să poată comunica cu orice alt nod al subreţelei fără a implica dirijare la nivel IP; comunicarea trebuie să fie realizată de nivelul inferior, adică de reţeaua 802.

De notat însă că în cadrul aceleiaşi reţele IEEE 802, şi chiar în cadrul aceluiaşi VLAN 802.1Q, se pot defini mai multe subreţele IP. Astfel de subreţele lucrează independent una de cealaltă şi necesită rutere pentru a fi legate logic între ele. Pentru ca un nod să fie membru în subreţelele IP stabilite în aceeaşi reţea fizică este suficient să definească mai multe adrese IP pe aceeaşi placă de reţea (vezi § 10.5, în special § 10.5.1 pentru detalii).

Notă: independenţa subreţelelor IP de pe acelaşi VLAN este limitată de faptul că subreţelele partajează debitul maxim de transmisie şi că un intrus care ar sparge un calculator ar putea avea acces la toate subreţelelel IP stabilite pe VLAN-ul sau reţeaua fizică din care face parte calculatorul spart.

Configurarea tabelelor de dirijare trebuie să fie făcută astfel încât, pentru orice nod sursă şi pentru orice nod destinaţie, fiecare nod de pe traseul unui pachet să găsească corect următorul nod. În reţelele cu structură arborescentă (în care între oricare două subreţele există un singur drum posibil), acest lucru se realizează de regulă astfel:

- Pentru fiecare subreţea se alege, dintre nodurile ce acţionează ca rutere către alte subreţele, un *default gateway*. Acesta se alege de regulă ca

fiind nodul din subreţea cel mai apropiat de ieşirea spre restul Internetului. Se obişnuieşte ca nodul ales ca *default gateway* să primească adresa IP cea mai mică din subreţea (adică adresa în care sufixul are valoarea 1).

- Pe toate nodurile subreţelei se configurează ca *default gateway* nodul ales ca *default gateway* al subreţelei. Pentru nodurile care fac parte din mai multe subreţele, se ia *default gateway*-ul din subreţeaua cea mai apropiată de exterior (astfel un nod nu va avea ca *default gateway* pe el însuşi).
- Pe nodul ales ca *default gateway* pentru o subreţea se vor configura rutele către subreţelele „din subordine“ — subreţelele mai depărtate de legătura spre exterior decât subreţeaua considerată.

Mai notăm că într-o tabelă de dirijare statică nu se pot configura, pentru toleranţă la pene, mai multe căi spre o aceeaşi destinaţie. Dacă se doreşte aşa ceva este necesară instalarea unui program de calcul automat al tabelei de dirijare.

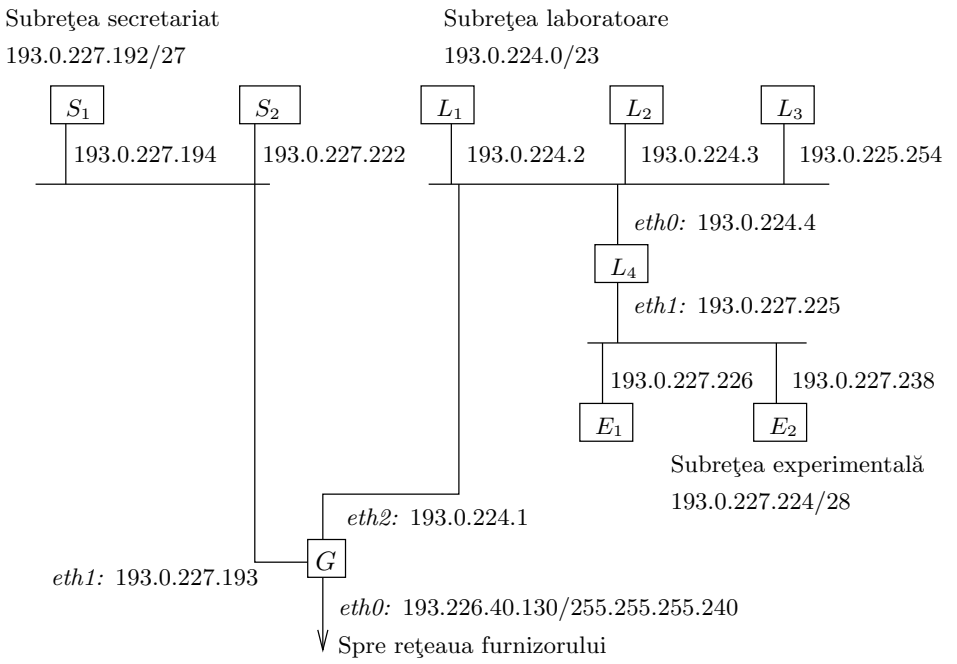


Figura 10.4: Reţea pentru exemplul 10.9

Exemplul 10.9: Să considerăm că avem de construit o reţea într-o şcoală. Presupunem că am obţinut alocarea blocului de adrese 193.0.224.0/22 pentru utilizare în reţeaua proprie şi că ruterul ce asigură legătura cu reţeaua furnizorului de acces Internet a primit adresa (în reţeaua furnizorului) 193.226.40.130 cu masca 255.255.255.240 (prefix de 28 de biţi).

Să presupunem, de asemenea, că s-a decis împărţirea reţelei interne în trei subreţele (fig. 10.4), respectiv pentru secretariat, laboratorul de informatică şi o reţea specială pentru experimente. Împărţirea luată ca exemplu este o împărţire tipică din considerente de trafic şi de securitate: reţeaua experimentală trebuie să poată fi izolată uşor de restul reţelei, iar secretariatul este separat faţă de traficul şi eventual atacurile dinspre laboratorarele de informatică.

Fiecare subreţea este construită dintr-un număr de switch-uri Ethernet, *access point*-uri 802.11 şi calculatoarele respective. Switch-urile şi *access point*-urile nu au fost figurate explicit deoarece ele nu sunt vizibile din punctul de vedere al nivelului IP.

Pentru conectarea celor trei subreţele împreună şi la Internet configurăm două rutere: G, dotat cu trei plăci de reţea, care leagă reţeaua secretariatului, reţeaua din laboratoare şi reţeaua furnizorului de acces Internet şi L_4 (probabil amplasat în laborator, pentru a fi la îndemână în timpul experimentelor), dotat cu două plăci de reţea, care leagă reţeaua experimentală de reţeaua din laborator.

Odată stabilite subreţelele, să alocăm adresele. Blocul de adrese disponibile este 193.0.224.0/22, conţinând 1024 de adrese. Putem crea blocuri având ca dimensiuni puteri ale lui 2: 512, 256, 128, 64, 32, 16, 8 sau 4 adrese. Începem prin a aloca laboratoarelor un bloc cât mai mare, de 512 adrese (510 utilizabile efectiv), anume 193.0.224.0/23. Din blocul de 512 adrese rămas (193.0.226.0/23), să alocăm 32 adrese secretariatului şi 16 adrese reţelei experimentale. Este bine să le alocăm cât mai compact, pentru ca dintre adresele nealocate să păstrăm posibilitatea de-a aloca blocuri cât mai mari. Vom aloca cele două blocuri de 32 şi 16 adrese din ultimul bloc de 64 de adrese din cele 512 libere: 193.0.227.192/27 pentru secretariat şi 193.0.227.224/28 pentru reţeaua experimentală.

Pentru fiecare din cele trei subreţele, există o alegere naturală pentru *default gateway:* G pentru reţeaua secretariatului şi pentru reţeaua din laboratoare şi, respectiv, L_4 pentru reţeaua experimentală. În fiecare caz, *default gateway*-ul este nodul cel mai apropiat de exterior. În fiecare subreţea, adresa dată ruterului cu rol de *default gateway* este cea mai mică adresă din acea subreţea.

Să vedem acum cum trebuie configurate tabelele de dirijare. Pentru staţii, tabelele sunt formate din câte două reguli: o regulă pentru livrarea directă, care asociază prefixului subreţelei unica interfaţă de reţea, şi o regulă implicită, care asociază prefixului vid adresa *default gateway*-ului.

Pentru nodul L_4, tabela de dirijare are trei reguli, două fiind pentru livrarea directă prin cele două interfeţe, iar a treia este regula implicită:

- 193.0.224.0/23 → *eth0*;
- 193.0.227.224/28 → *eth1*;
- 0.0.0.0/0 → 193.0.224.1 (prin *eth0*).

Pentru nodul G avem 5 reguli: trei reguli de livrare directă prin cele trei interfeţe, o regulă implicită indicând *default gateway*-ul reţelei furnizorului de acces Internet şi o regulă pentru dirijarea spre subreţeaua „subordonată“ 193.0.227.224/28:

- 193.226.40.128/28 → *eth0*;
- 193.0.227.192/27 → *eth1*;
- 193.0.224.0/23 → *eth2*;
- 0.0.0.0/0 → 193.226.40.129 (prin *eth0*).
- 193.0.227.224/28 → 193.0.224.1 (prin *eth1*).

10.2.7.2. Configurarea parametrilor de reţea pe diverse sisteme de operare

Pe sistemele Windows, există două posibilităţi de configurare: comanda `ipconfig` (în mod text) şi seria de casete de dialog din Start/ Control panel/ Network/ *interfaţă*. Prin ambele interfeţe se realizează atât modificarea parametrilor din modulul IP din nucleul sistemului de operare cât şi scrierea lor în *Windows registry* pentru reîncărcarea lor la repornirea sistemului. Comportamentul de ruter, dacă este dorit, trebuie activat explicit.

Pe sistemele de tip Linux configurarea este puţin mai complicată, dar şi mult mai flexibilă. Comanda `ifconfig` setează parametrii legaţi de interfeţele de reţea, anume adresa IP şi masca de reţea. Tot comanda `ifconfig` introduce în tabela de dirijare regulile de livrare directă (de fapt acesta este motivul pentru care are nevoie de masca de reţea). Tabela de dirijare se afişează şi se modifică cu comenzile `route` sau `ip` (prima este mai simplă şi se găseşte pe toate sistemele, a doua este mai complexă şi serveşte şi altor scopuri). De remarcat că oprirea unei interfeţe de reţea cu `ifconfig` duce automat la eliminarea din tabela de dirijare a tuturor regulilor ce au ca ţintă

adrese accesibile prin acea interfaţă. Activarea comportamentului de ruter se face cu o comandă `sysctl`.

Comenzile `ifconfig`, `route`, `ip` şi `sysctl` au efect imediat asupra modulului IP din nucleu, dar configurările respective se pierd la repornirea sistemului. Parametrii de reţea utilizaţi la pornirea sistemului sunt luaţi de script-urile de iniţializare din nişte fişiere text; din păcate, fiecare distribuţie de Linux are propriile fişiere de configurare. De exemplu, Fedora plasează datele în fişiere în directorul `/etc/sysconfig/network-scripts`.

10.2.7.3. Testarea şi depanarea reţelelor

Cel mai util instrument de depanare pentru problemele de conectivitate este comanda `ping`. Pentru buna funcţionare a acesteia şi a comenzii `traceroute`, este necesar ca, dacă este instalat un filtru de pachete (firewall), acesta să permită trecerea pachetelor ICMP cu tipurile *echo-request*, *echo-reply*, *destination unreachable* şi *time exceeded*.

Primul lucru ce trebuie testat, în cazul unei probleme de conectivitate sau după o lucrare mai amplă la reţea, este dacă legăturile directe funcţionează. Acest lucru se face dând comanda `ping` pentru câte un vecin din fiecare subreţea din care face parte calculatorul de pe care se efectuează testul. Dacă `ping`-ul merge, înseamnă că legătura funcţionează (plăcile de reţea, cablurile, switch-urile şi *access point*-urile de pe traseu) şi că adresele IP şi măştile de reţea sunt „suficient de bune“ pentru ca nodurile să fie văzute ca făcând parte din aceeaşi subreţea. Dacă `ping`-ul nu merge şi pachetele *ping* şi *pong* nu sunt filtrate, pana trebuie căutată printre lucrurile enumerate până aici.

Dacă `ping`-ul merge pe legăturile directe, se trece la verificarea legăturilor între subreţele diferite. Dacă o legătură indirectă nu funcţionează deşi toate legăturile directe ce ar trebui să fie utilizate funcţionează, problema este de la regulile de dirijare (sau de la un filtru de pachete; de aceea este bine ca pachetele *ping* şi *pong* să nu fie filtrate). Există două lucruri uşor de scăpat din vedere aici: faptul că pentru ca `ping`-ul să meargă este necesar ca dirijarea să funcţioneze corect în ambele sensuri şi faptul că între regulile de dirijare intră inclusiv regulile de *default gateway* de pe staţii.

De exemplu, o staţie care nu are configurat *default gateway* va putea comunica cu vecinii direcţi, dar nu şi cu alte calculatoare — nici măcar cu *default gateway*-ul, dacă esre specificat prin altă adresă decât cea din aceeaşi subreţea cu staţia configurată. Alt exemplu: la reţeaua din exemplul 10.9, dacă pe nodul G nu se pune regula care asociază prefixului 193.0.227.224/28 *gateway*-ul 193.0.224.4, atunci pachetele dinspre subreţeaua 193.0.227.224/28

pot să iasă spre Internet, însă pachetele dinspre Internet nu trec de nodul G. Un `ping` executat de pe E_1 către L_4 merge, însă către L_2 nu merge. În acest din urmă caz, pachetele *ping* ajung la L_2, dar pachetele *pong* sunt trimise de L_2 către G (conform regulii implicite). G, neavând altă regulă, aplică şi el regula implicită şi le trimite către 193.226.40.129 (*default gateway*-ul din reţeaua furnizorului, nefigurat pe desen). De aici pachetele se întorc înapoi spre G, deoarece furnizorul ştie că toată reţeaua 193.0.224.0/22 este în spatele lui G. Astfel, pachetele *pong* ciclează între G şi 193.226.40.129.

10.3. Nivelul transport

Aplicaţiile nu folosesc direct protocolul IP din mai multe motive:

- dacă două aplicaţii se execută pe acelaşi calculator, este necesar ca nucleul sistemului de operare să determine cărei aplicaţii îi este destinat fiecare pachet sosit;
- serviciul oferit direct de nivelul reţea (pachete ce se pot pierde, pot sosi în altă ordine şi, în anumite cazuri, pot fi duplicate) este de obicei inadecvat.

Adaptarea între nevoile aplicaţiilor şi serviciile oferite de nivelul reţea IP cade în sarcina *nivelului transport*. Nivelul transport constă dintr-o componentă a nucleului sistemului de operare, la care se adaugă uneori nişte funcţii de bibliotecă.

Componenta nivelului transport situată în nucleul din sistemului de operare furnizează aplicaţiei funcţiile sistem din familia `socket()`. Serviciile oferite aplicaţiei prin *socket*-uri de tip *stream* sunt implementate utilizând protocolul TCP. Serviciile oferite prin *socket*-uri de tip *dgram* sunt implementate prin protocolul UDP. Modulele reţelei IP şi locul modulelor TCP şi UDP sunt arătate în figura 10.5.

10.3.1. Conexiuni cu livrare garantată: protocolul TCP

Scopul protocolului TCP (*Transmission Control Protocol*) este acela de a realiza o conexiune de tip flux de octeţi, bidirecţională, cu livrare garantată. Protocolul este descris în [RFC 793, 1981].

Mai în detaliu, TCP oferă:

- serviciu de tip *conexiune*, cu cele trei faze, de deschidere conexiune, comunicaţie şi închidere conexiune;
- trasnportă *flux de octeţi*, adică emiţătorul trimite un şir de octeţi, negrupaţi în mesaje, de lungime arbitrară;

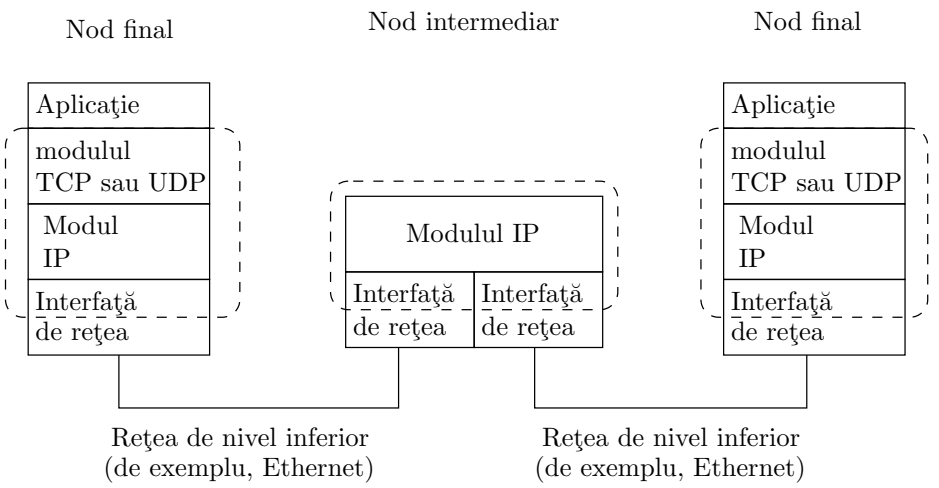


Figura 10.5: Modulele unei reţele IP. Partea inclusă în sistemul de operare este delimitată cu linie punctată.

- legătură *bidirecţională*, adică fiecare din cei doi parteneri de comunicaţie poate trimite date celuilalt;
- *livrare sigură*, adică octeţii trimişi de emiţător ajung la receptor sigur, fără duplicate şi în aceeaşi ordine în care au fost trimişi.

Modulul TCP are la dispoziţie, pentru realizarea conexiunilor TCP, facilităţile oferite de reţeaua IP.

10.3.1.1. Principiul conexiunii TCP

Livrarea sigură este obţinută pe baza unui mecanism de numerotare şi confirmare a pachetelor, aşa cum am văzut în § 4.3. Mecanismul este implementat după cum urmează. Pentru început considerăm transmisia unidirecţională şi conexiunea deja deschisă.

Zona de date utile a unui pachet IP ce transportă date pentru protocolul TCP conţine un *antet TCP* şi *datele utile TCP*. Antetul TCP este descris în tabelul 10.5.

Fiecărui octet al fluxului de date utile (de transportat de către TCP) i se asociază un *număr de secvenţă*; octeţi consecutivi au asociate numere de secvenţă consecutive.

Fiecare pachet TCP conţine, în zona de date utile, un şir de octeţi utili consecutivi. Câmpul *număr de secvenţă* din antetul TCP conţine numărul de secvenţă al primului octet din datele utile.

Nume câmp	Dim. (biţi)	Observaţii
Port sursă	16	
Port destinaţie	16	
Nr. secvenţă	32	
Nr. confirmare	32	
Deplasament date	4	poziţia datelor utile în pachet, dependent de dimensiunea opţiunilor
Rezervat	6	valoarea 0
Urgent	1	vezi § 10.3.1.11
Acknowledge	1	indică faptul că numărul de confirmare este valid
Push	1	arată că pachetul trebuie trimis urgent, fără a fi ţinut în diverse zone tampon
Reset	1	cere închiderea forţată a conexiunii
Synchronize	1	cere deschiderea conexiunii
Finalize	1	cere închiderea conexiunii
Dim. fereastră	16	vezi § 10.3.1.8
Suma de control	16	suma de control a antetului
Poziţie date urgente	16	vezi § 10.3.1.11
Opţiuni	variabil	

Tabelul 10.5: Antetul TCP

Modulul TCP receptor ţine evidenţa numărului de secvenţă al ultimului octet primit. La primirea unui pachet TCP, modulul receptor determină dacă datele utile sunt octeţi deja primiţi (duplicate), octeţi ce vin imediat în continuarea celor primiţi până în acel moment sau octeţi până la care există octeţi lipsă (nerecepţionaţi încă din cauza unui pachet pierdut sau întârziat). Octeţii primiţi în continuarea celor deja primiţi sunt puşi într-o coadă pentru a fi livraţi aplicaţiei la cererea acesteia.

La primirea unui pachet TCP, receptorul trimite înapoi un pachet TCP de confirmare. Un pachet TCP de confirmare are în antetul TCP flagul *acknowledge* setat şi în câmpul *număr de confirmare* numărul de secvenţă al următorului octet aşteptat de la emiţător. Un pachet cu număr de confirmare n informează emiţătorul că toţi octeţii cu numere de secvenţă mai mici sau egale cu $n-1$ au fost primiţi de receptor şi nu mai trebuie retransmişi.

Emiţătorul retransmite octeţii neconfirmaţi. Datele utile, furnizate de aplicaţie emiţătorului, sunt păstrate într-o zonă tampon şi ţinute acolo până la confirmarea primirii lor de către receptor. Datele trimise şi neconfirmate într-un anumit interval de timp se retransmit. Datele noi intrate în zona tampon sunt trimise cu un nou pachet. Dacă un pachet nu este confirmat şi între prima trimitere şi momentul retrimiterii au mai sosit date de la aplicaţie, emiţătoul poate la retrimitere să concateneze datele vechi neconfirmate cu cele noi.

Exemplul 10.10: În figura 10.6 este prezentată (simplificat) o parte dintr-un schimb de pachete corespunzător unei conexiuni TCP. Presupunem că aplicaţia sursă are de trimis şirul `abcdefghi`, şi că acesta este pasat modulului TCP emiţător în etape, întâi şirul `abcd`, apoi `efg`, `h` şi în final `i`. Mai presupunem conexiunea TCP deja deschisă şi numărul curent de secvenţă 10. Să analizăm puţin schimbul de pachete:

- Emiţătorul trimite un prim pachet, cu număr de secvenţă 10 şi date utile şirul de 4 octeţi `abcd`. Aceşti 4 octeţi au numere de secvenţă respectiv 10, 11, 12 şi 13; primul dintre acestea este scris în câmpul *număr de secvenţă* al antetului TCP.
- La primirea acestui pachet, receptorul răspunde cu un pachet de confirmare, cu numărul de confirmare 14 (acesta este următorul număr de secvenţă aşteptat).
- Emiţătorul trimite acum următorul pachet de date, cu numărul de secvenţă 14 şi date utile `efg`. Presupunem că acest pachet se pierde.
- Ca urmare a primirii de la aplicaţia sursă a următorului octet, `h`, emiţătorul TCP trimite imediat următorul pachet, cu numărul de secvenţă

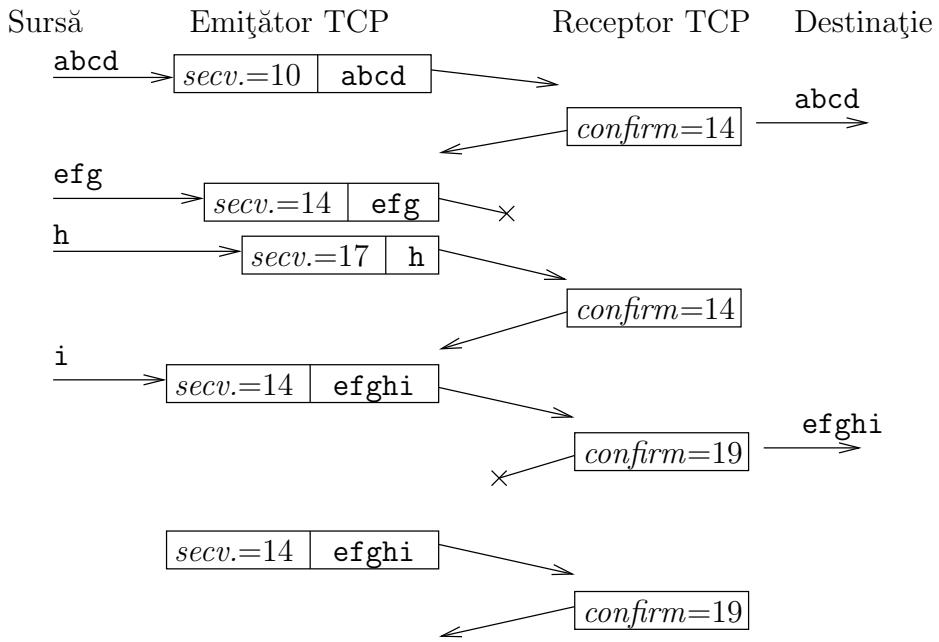


Figura 10.6: O secvenţă de pachete TCP schimbate între emiţător (stânga) şi receptor (dreapta); vezi exemplul 10.10.

17 şi date utile `h` (presupunem că emiţătorul nu utilizează algoritmul Nagle, § 10.3.1.10).

- La primirea acestui pachet (cu număr de secvenţă 17), receptorul nu îl poate confirma deoarece nu a primit numerele de secvenţă 14–16; dacă în acest moment receptorul ar trimite un pachet cu număr de confirmare 18, emiţătorul ar crede că toate numerele de secvenţă până la 17 inclusiv au fost primite şi nu ar mai retrimite niciodată numerele de secvenţă 14–16. Ca urmare, receptorul are două posibilităţi: să ignore pachetul primit (adică să nu trimită nici un pachet înapoi) sau să retrimită numărul de confirmare 14; în exemplul de faţă am considerat a doua variantă.
- Presupunem acum că pe de o parte a expirat time-out-ul emiţătorului pentru numerele de secvenţă 14–17 şi pe de altă parte că a primit de la aplicaţia sursă următorul octet (`i`). Emiţătorul împachetează acum tot ce are de (re)trimis într-un singur pachet şi trimite numărul de secvenţa 14 şi datele utile `efghi`.
- Receptorul confirmă pachetul primit, trimiţând numărul de confirmare 19. Presupunem că pachetul de confirmare respectiv se pierde.
- Emiţătorul retrimite pachetul anterior, după expirarea time-out-ului de la trimiterea lui.
- Receptorul constată că a primit un duplicat al datelor precedente, însă retrimite confirmarea cu numărul 19. Netrimiterea în acest moment a confirmării ar duce la repetarea la infinit de către emiţător a pachetului precedent. De notat că, deşi receptorul primeşte un duplicat, emiţătorul încă nu ştie de primirea datelor de către receptor.

În continuarea schimbului de pachete ilustrat, nu se vor mai trimite pachete până ce aplicaţia sursă nu va da emiţătorului TCP noi date de transmis.

Am presupus pâna aici că numerele de secvenţă sunt numere naturale care pot creşte nedeterminat de mult. În realitate, numerele de secvenţă sunt reprezentate (vezi tabelul 10.5) pe 32 de biţi. Cum un număr de secvenţă este asociat unui octet transmis, rezultă că există numere de secvenţă distincte doar pentru 4 GiB de date; după aceea numerele de secvenţă încep să se repete. Aceasta nu era o problemă în anii ’80, deoarece la 10 Mbit/s repetarea unui număr de secvenţă apare cel mai repede după aproape o oră, timp în care este puţin probabil să mai existe în reţea un pachet vechi cu acelaşi număr de secvenţă. Într-o reţea cu debit de 1 Gbit/s, se pot transmite 4 GiB în 34 secunde, ceea ce face foarte posibilă o confuzie între un pachet care s-a „încurcat“ prin reţea timp de 34 s şi un pachet nou care poartă informaţie situată, în cadrul conexiunii, 4 GiB mai încolo, şi are acelaşi număr de secvenţă.

Eliminarea riscului de confuzie între pachete la debite mari de transmisie a datelor se realizează, conform [RFC 1323, 1992], prin introducerea în antetul TCP a unui câmp opţional cuprinzând un marcaj de timp. Metoda se aplică doar la comunicaţia între module TCP care implementează RFC 1323. În cazul în care unul din modulele TCP nu implementează RFC 1323, modulele TCP vor avea grijă să nu repete un număr de secvenţă mai devreme de câteva minute, oprind efectiv transmisia la nevoie.

10.3.1.2. Comunicaţia bidirecţională

Cele două sensuri de comunicaţie ale unei conexiuni TCP funcţionează (aproape) complet independent. Numerele de secvenţă utilizate pe cele două sensuri evoluează independent.

Totuşi, datele utile pentru un sens sunt plasate în acelaşi pachet TCP cu confirmarea pentru celălalt sens. Astfel, fiecare pachet TCP conţine întotdeauna date pentru un sens şi confirmare pentru celălalt sens.

Dacă este necesară transmiterea unor date, dar nu şi a unei confirmări, în câmpul *număr de confirmare* se repetă ultimul număr de confirmare transmis.

Dacă este necesar să se transmită doar o confirmare, fără date utile pentru celălalt sens, atunci zona de date utile se face de dimensiune 0 iar în câmpul *număr de secvenţă* se pune numărul de secvenţă al următorului octet ce va fi transmis.

10.3.1.3. Deschiderea şi închiderea conexiunii

Pentru fiecare sens de comunicaţie se consideră câte doi octeţi fictivi: un *octet de pornire* aflat înaintea primului octet util al datelor transmise şi un *octet de încheiere* aflat după ultimul octet al datelor utile. Aceşti octeţii fictivi au asociate numere de secvenţă ca şi când ar fi octeţi obişnuiţi. Ei nu sunt transmişi în zona de date utile; prezenţa lor într-un pachet este semnalizată prin setarea flagurilor *synchronize* şi respectiv *finalize* din antetul TCP.

Astfel, dacă un pachet TCP are flagul *synchronize* setat, numărul de secvenţă n şi zona de date utile conţinând k octeţi, înseamnă că pachetul transmite $k+1$ octeţi dintre care primul, cu numărul de secvenţă n, este octetul fictiv de pornire, urmat de cei k octeţi din zona de date utile, cu numere de la $n+1$ la $n+k$.

Iniţiatorul unei comunicaţii TCP trimite un pachet TCP conţinând un octet fictiv de pornire, fără a seta flagul *acknowledge* (acesta este singurul pachet ce nu are flagul *acknowledge* setat) şi punând o valoare arbitrară (care va fi ignorată la destinaţie) în câmpul *număr de confirmare*.

Numărul de secvenţă al octetului fictiv de pornire este la alegerea iniţiatorului comunicaţiei.

Receptorul pachetului iniţial răspunde, dacă doreşte să accepte conexiunea, printr-un pachet TCP care, pe de o parte, confirmă pachetul de iniţiere primit, iar pe de altă parte conţine la rândul lui un octet fictiv de pornire.

Fiecare parte consideră conexiunea deschisă în momentul în care sunt satisfăcute simultan condiţiile:

- octetul fictiv de pornire trimis de ea a fost confirmat;
- a primit un octet fictiv de pornire de la partener.

Fiecare parte poate trimite date înainte de a dispune de o conexiune deschisă; datele primite înainte de momentul în care conexiunea este deschisă nu pot fi livrate aplicaţiei până la deschiderea completă a conexiunii.

Închiderea conexiunii se face separat pe fiecare sens de comunicaţie. Marcarea închiderii unui sens se face trimiţând un octet fictiv de încheiere. După trimitera octetului de încheiere este interzis să se mai trimită date noi. Ca urmare, orice pachete (de confirmare) trimise de partea care a închis conexiunea vor avea ca număr de secvenţă numărul imediat următor octetului fictiv de încheiere şi date utile vide. Octetul fictiv de încheiere se confirmă normal. O conexiune poate funcţiona oricât de mult timp cu un sens închis.

Nr. pachet	Sens	Nr. secv.	Nr. confirm.	Flaguri	Date utile
1	$A \to B$	123	0	syn	—
2	$A \leftarrow B$	25	124	syn,ack	—
3	$A \to B$	124	26	ack	`abc`
4	$A \leftarrow B$	26	127	ack	—
5	$A \to B$	127	26	ack,fin	`de`
6	$A \leftarrow B$	26	130	ack	—
7	$A \leftarrow B$	26	130	ack	`xyz`
8	$A \to B$	130	29	ack	—
9	$A \leftarrow B$	29	130	ack,fin	—
10	$A \to B$	130	30	ack	—

Tabelul 10.6: Un exemplu de schimb de pachete în cadrul unei conexiuni. Vezi exemplul 10.11.

Exemplul 10.11: Un exemplu de schimb de pachete în cadrul unei conexiuni este dat în tabelul 10.6.

Pentru a urmări uşor schimbul de pachete, să remarcăm că A trimite lui B un număr de 7 octeţi din care 2 fictivi, „⟨syn⟩`abcde`⟨fin⟩“, cu numerele de secvenţă de la 123 la 129 inclusiv, iar B trimite lui A un număr de 5 octeţi din care 2 fictivi, „⟨syn⟩`xyz`⟨fin⟩“, cu numerele de secvenţă de la 25 la 29 inclusiv. Fiecare pachet care transportă octeţi numerotaţi, indiferent dacă aceştia sunt date utile sau octeţi fictivi ⟨syn⟩ sau ⟨fin⟩, trebuie confirmat. Pachetele ce conţin doar numărul de confirmare nu se confirmă.

Din punctul de vedere a lui A, conexiunea este complet deschisă la primirea pachetului nr. 2; din punctul de vedere al lui B conexiunea este complet deschisă la primirea pachetului 3. După trimiterea pachetului 5, A nu mai are voie să trimită date noi; poate doar să repete datele vechi (dacă nu ar fi primit pachetul 6 ar fi trebuit să retrimită pachetul 5) şi să trimită confirmări. B consideră conexiunea complet închisă după primirea pachetului 10 (a primit un ⟨fin⟩ de la A şi a trimis şi i s-a confirmat ⟨fin⟩-ul propriu). A poate considera de asemenea conexiunea complet închisă după trimiterea pachetului 10, însă mai trebuie să păstreze un timp datele despre conexiune pentru cazul în care pachetul 10 s-ar pierde şi B ar repeta pachetul 9.

O problemă specială legată de închiderea conexiunii este problema determinării duratei de la închiderea conexiunii până la momentul în care datele asociate conexiunii nu mai sunt necesare şi memoria asociată poate fi eliberată.

Din punctul de vedere al unui modul TCP, conexiunea este închisă în momentul în care sunt îndeplinite condiţiile:

- modulul TCP a trimis octetul special de încheiere,
- modulul TCP a primit confirmarea propriului octet de încheiere,
- modulul TCP a primit un octet special de încheiere de la partener.

După închiderea conexiunii din punctul de vedere al modulului TCP local, există încă posibilitatea ca modulul TCP partener să nu primească confirmarea modulului TCP local pentru octetul special de închidere trimis de modulul TCP partener). Urmarea este că modulul TCP partener nu consideră închisă conexiunea (conform regulilor de mai sus) şi retrimite octetul special de încheiere până la confirmarea acestuia. Modulul TCP local ar trebui să păstreze informaţiile despre conexiune până când modulul TCP partener primeşte confirmarea octetului său de încheiere. Din păcate, determinarea acestui moment este imposibilă, deoarece din acel moment modulul TCP partener nu va mai trimite nici un pachet (conexiunea fiind închisă). Ca soluţie de compromis, protocolul TCP prevede păstrarea datelor despre conexiune un anumit interval de timp (de ordinul câtorva minute) după închiderea

conexiunii.

10.3.1.4. Alegerea numărului iniţial de secvenţă

Numărul de secvenţă al octetului fictiv de pornire, numit şi *număr iniţial de secvenţă* (engl. *initial sequence number*, *ISN*), trebuie ales în aşa fel încât să nu poată exista confuzie între numere de secvenţă dintr-o conexiune veche şi cele din conexiunea curentă între aceleaşi două părţi (aceleaşi adrese IP şi numere de port).

Ideal, modulul TCP ar trebui să păstreze datele despre o conexiune atât timp cât mai pot exista în reţea pachete aparţinând conexiunii. În aceste condiţii, la redeschiderea unei conexiuni între aceleaşi două părţi, fiecare parte poate atribui octetului fictiv de pornire numărul de secvenţă imediat următor numărului de secvenţă asociat octetului fictiv de încheiere al conexiunii precedente. În acest caz, putem privi conexiunile succesive ca fiind o singură conexiune în care transmisiile sunt delimitate prin secvenţe de octeţi fictivi ⟨fin⟩⟨syn⟩.

Dacă de la precedenta conexiune a trecut destul timp pentru ca pachetele corespunzătoare să nu mai existe în reţea (fie au ajuns la destinaţie, fie au fost distruse ca urmare a depăşirii timpului de viaţă), alegerea numărului iniţial de secvenţă poate fi făcută oricum. Există câteva considerente, enumerate mai jos, care duc la utilitatea unor alegeri particulare.

Un prim considerent este îngreunarea unor atacuri de tip *IP spoofing*.

Un atac *IP spoofing* (numiu uneori simplu *spoofing*) constă în a trimite pachete IP în care se falsifică valoarea câmpului *adresă sursă*. Scopul unui astfel de atac este de-a înşela un mecanism de autentificare bazat pe adresa IP a partenerului de comunicaţie sau de-a deturna o conexiune TCP deja autentificată. În acest din urmă caz, adversarul lasă un client legitim să se conecteze la server şi, după efectuarea autentificării, adversarul injectează un mesaj destinat serverului şi având ca adresă sursă adresa clientului autentificat. Mesajul este interpretat de server ca provenind de la clientul autentificat şi, dacă conţine o comandă autorizată pentru client, comanda este executată, deşi în realitate provine de la adversar.

De multe ori, într-un atac de tip *spoofing* adversarul nu are şi posibilitatea de-a determina ruterele de pe traseu să-i permită recuperarea pachetelor de răspuns. Un atac în astfel de condiţii se numeşte *blind spoofing*.

Un atac *blind spoofing* se contracarează foarte simplu generând aleator numărul iniţial de secvenţă, adică făcând ca valoarea lui să fie imprevizibilă pentru adversar. Cum adversarul trebuie să emită pachete cu numere de secvenţă şi de confirmare valide, în cazul acestor măsuri adversarul trebuie

efectiv să ghicească numărul de secvenţă.

Un al doilea considerent este prevenirea atacului *syn flooding*. Într-un astfel de atac, adversarul trimite multe pachete TCP de deschidere de conexiune (cu flagul *synchronize* pe 1 şi *acknowledge* pe 0), cu diferite valori pentru câmpurile *port sursă* şi uneori *adresă sursă* (este posibil ca adversarul să execute şi *IP spoofing*). Maşina atacată trebuie să aloce o structură de date în care să memoreze datele despre conexiune până la terminarea conexiunii sau la expirarea unui time-out. Adversarul însă nu mai trimite nimic pe nici una dintre conexiuni, mulţumindu-se să ţină ocupată memorie pe maşina atacată; este vorba deci de un atac *denial of service*.

Contramăsura, numită *syn cookie*, se realizează astfel. O maşină care aşteaptă cereri de conectare generează aleator un şir de biţi, pe care îl ţine secret. La primirea unei cereri de conectare, maşina alege, ca număr de secvenţă iniţial (pentru sensul dinspre ea spre iniţiatorul conexiunii), valoarea unei funcţie de dispersie criptografică, aplicată asupra numărului de secvenţă al pachetului primit concatenat cu un şirul secret. Apoi, maşina ţintă a conexiunii trimite pachetul de răspuns, acceptând numărul de secvenţă propus de iniţiatorul conexiunii şi conţinând numărul de secvenţă astfel generat. Maşina ţintă nu înregistrează încă, în tabela de conexiuni, conexiunea astfel deschisă. În cazul unei conexiuni reale, la trimiterea următorului pachet de către iniţiatorul conexiunii, maşina ţintă verifică numărul de secvenţă folosind aceeaşi funcţie de dispersie, după care memorează conexiunea în tabelul de conexiuni. În acest fel, o conexiune creată dintr-un atac *syn flooding* nu ocupă memorie, în schimb o conexiune legitimă se poate deschide.

10.3.1.5. Închiderea forţată a conexiunii

Refuzul cererii de deschidere a unei conexiuni se face trimiţând iniţiatorului un pachet TCP cu flagul *reset* setat.

La primirea unui pachet care nu corespunde unei conexiuni deschise (adică pachetul este primit într-un moment în care conexiunea este închisă şi pachetul nu are flagul *synchronize* setat), modulul TCP trebuie să trimită înapoi un pachet cu flagul *reset* setat. Ideea este ca, dacă nodul curent a căzut şi a fost repornit, pierzând evidenţa conexiunilor deschise, să informeze toţi partenerii de comunicaţie care încearcă să continue comunicaţia cu el că datele despre comunicaţie au fost pierdute.

Un nod care a primit un pachet cu flagul *reset* ca răspuns la un pachet TCP pentru o conexiune trebuie să abandoneze forţat conexiunea. Aplicaţia ce utilizează acea conexiune este informată, printr-un cod de eroare, la următoarea operaţie privind conexiunea.

Alte situaţii care conduc la abandonarea unei conexiuni sunt:

- depăşirea unui număr de încercări de trimitere de date fără a primi confirmare;
- primirea unui pachet ICMP cu tipul *destination unreachable*.

Timpul cât emiţătorul încearcă retrimiterea pachetelor neconfirmate, până în momentul în care declară legătura căzută, este de ordinul zecilor de secunde până la 2–3 minute. Ca urmare, întreruperea pe termen scurt a unui cablu de reţea nu duce la întreruperea conexiunilor TCP ce utilizau acel cablu. De asemenea, dacă un nod sau o legătură a reţelei IP cade, dar rămâne un drum alternativ între capetele conexiunii TCP, iar nivelul reţea reface tabelele de dirijare pentru a folosi acel drum alternativ şi acest lucru se întâmplă suficient de repede pentru ca modulul TCP să nu declare conexiunea căzută, atunci conexiunea TCP continuă să funcţioneze normal, cu pachetele IP circulând pe noua rută.

Dacă, pe o conexiune TCP deschisă, toate datele vechi au fost trimise şi confirmate, atunci nu se transmit pachete IP câtă vreme nu sunt date utile noi de transmis. Ca urmare, dacă aplicaţiile nu comunică vreme îndelungată pe o conexiune TCP deschisă, căderea legăturii sau a unuia din capete nu este detectată de celălalt capăt decât în momentul în care acesta are de transmis date. Dacă acel capăt nu are de transmis date vreme îndelungată, de exemplu câteva ore sau chiar zile, conexiunea rămâne deschisă din punctul de vedere al modulului TCP local. Pentru a evita o astfel de situaţie, modulul TCP poate fi instruit — via un apel `fcntl()` asupra socket-ului corespunzător conexiunii — să trimită din când în când câte un pachet fără date utile, doar pentru a solicita o confirmare de la celălalt capăt. Opţiunea aceasta se numeşte *keep alive* (rom. *menţine în viaţă*), deşi mai degrabă ar trebui numită *testează că mai este în viaţă*. Utilizarea opţiunii *keep alive* are şi un dezavantaj: căderea temporară a reţelei are şanse mai mari să ducă la abandonarea conexiunii.

10.3.1.6. Identificarea aplicaţiei destinaţie

Pentru a identifica aplicaţia căreia îi sunt destinate datele primite, conexiunile TCP sunt identificate printr-un cvadruplet format din adresele IP ale celor două capete şi *porturile* celor două capete. Porturile sunt numere în intervalul 1–65535 utilizate pentru a deosebi conexiunile stabilite între aceleaşi adrese IP.

Sistemul de operare ţine evidenţa conexiunilor deschise. Pentru fiecare conexiune, sistemul reţine adresa IP locală, portul local, adresa IP a celuilalt capăt şi portul de la celălalt capăt. De asemenea, sistemul reţine aplicaţia care a deschis conexiunea.

La primirea unui pachet TCP, sistemul ia adresele sursă şi destinaţie din antetul IP şi portul sursă şi destinaţie din antetul TCP. Pe baza acestora sistemul identifică conexiunea căreia îi aparţine pachetul. De aici sistemul regăseşte pe de o parte informaţiile necesare gestionării conexiunii (zone tampon, numere de secvenţă, etc) şi pe de altă parte aplicaţia căreia îi sunt destinate datele.

10.3.1.7. Corespondenţa între funcţiile `socket()` şi acţiunile modulului TCP

Funcţionalitatea modulului TCP este oferită programului utilizator prin intermediul funcţiilor sistem din familia `socket()`. Funcţiile `socket()` şi modul lor de utilizare într-o aplicaţie au fost studiate în § 8.1. Aici vom arăta legătura dintre apelarea de către o aplicaţie a funcţiilor *socket* şi acţiunile modulului TCP de expediere şi de recepţie a unor pachete.

Apelul `socket(PF_INET, SOCK_STREAM, 0)` are ca efect doar crearea unei structuri de date pentru apelurile ulterioare.

Pe partea de server, apelurile `bind()` şi `listen()` au, de asemenea, ca efect doar completarea unor informaţii în structurile de date. Dacă aplicaţia a apelat direct `listen()` fără a fi apelat înainte `bind()`, sistemul (modulul TCP) îi alocă un port liber.

La primirea unui pachet de deschidere conexiune (cu flagul *synchronize* setat) pentru o adresă şi un număr de port pentru care se aşteaptă deschiderea unei conexiuni (a fost deja apelat `listen()`), modulul TCP execută schimbul de pachete de deschidere a conexiunii. După aceea, modulul TCP aşteaptă ca aplicaţia să apeleze `accept()` pentru a-i putea semnaliza deschiderea unei noi conexiuni. În cazul în care nu se aşteaptă deschiderea unei conexiuni, modulul TCP trimite un pachet cu flagul *reset*.

Dacă, în adresa locală dată funcţiei `bind()`, s-a specificat constanta `INADDR_ANY`, este acceptat un pachet de deschidere de conexiune ce specifică ca adresă destinaţie oricare dintre adresele nodului curent. Dacă în apelul `bind()` s-a specificat o anumită adresă a nodului curent, este acceptată deschiderea conexiunii doar dacă adresa destinaţie a pachetului de deschidere este adresa specificată în apelul `bind()`.

Pe partea de client, apelul `connect()` este cel care determină trimiterea unui pachet cu flagul *synchronize*. Funcţia `connect()` aşteaptă fie deschiderea completă a conexiunii (confirmarea pachetului *syn* plus un pachet *syn* de la server), fie o semnalizare de eroare (un pachet TCP cu flagul *reset* sau un pachet ICMP). În caz favorabil, funcţia `connect()` returnează 0, în caz defavorabil semnalizează eroarea survenită.

10.3.1.8. Controlul fluxului

TCP are şi rol de control al fluxului, adică de-a încetini emiţătorul în cazul în care receptorul nu este capabil să proceseze datele suficient de repede.

O metodă extremă de control al fluxului este neconfirmarea de către receptor a octeţilor ce nu pot fi procesaţi. Metoda aceasta are însă dezavantajul că determină emiţătorul să retrimită octeţii respectivi, generând trafic inutil.

Metoda utilizată de TCP este ca receptorul să semnalizeze emiţătorului, prin valoarea câmpului *dimensiune fereastră* din antetul TCP, numărul de octeţi pe care receptorul este capabil să-i recepţioneze în acel moment. Emiţătorul nu va trimite mai mulţi octeţi decât dimensiunea ferestrei trimisă de receptor. Există o singură excepţie: dacă receptorul a semnalizat dimensiunea ferestrei 0, emiţătorul poate trimite un singur octet; aceasta se face pentru cazul în care receptorul a anunţat o fereastră de dimensiune 0 şi apoi a anunţat o fereastră mai mare dar pachetul ce anunţa mărirea ferestrei s-a pierdut.

Pe lângă mecanismul sus-menţionat, emiţătorul TCP reduce debitul de date emise şi în cazul în care constată pierderi de pachete. Ideea este că pachetele IP se pot pierde fie ca urmare a erorilor la nivel fizic, fie ca urmare a congestiei nodurilor intermediare. Cu excepţia transmisiei radio, erorile la nivel fizic sunt rare, astfel încât pierderile de pachete IP se datorează în majoritatea cazurilor congestiei nodurilor.

10.3.1.9. Stabilirea time-out-ului pentru retransmiterea pachetelor

Aşa cum am văzut, pachetele TCP neconfirmate într-un anumit interval de timp sunt retransmise. Valoarea aleasă a timpului după care se face retransmiterea influenţează performanţele transferului de date. O valoare prea mică duce la repetarea inutilă a unor pachete ce ajung la destinaţie însă într-un timp mai lung şi, ca urmare, la generarea unui trafic inutil. O valoare prea mare duce la detectarea cu întârziere a pachetelor pierdute.

Modulul TCP încearcă să estimeze durata de timp necesară unui pachet emis să ajungă la destinaţie, să fie procesat şi să se întoarcă şi să se recepţioneze confirmarea. Acest timp se numeşte *timp dus-întors* (engl. *round-trip time*, *RTT*). Timpul dus-întors nu este fix, ci depinde de perechea emiţător–receptor considerată şi de încărcarea reţelei în momentul considerat. Modulul TCP estimează statistic media şi dispersia timpului dus-întors pentru fiecare conexiune deschisă şi fixează timpul după care se retrimit pachetele neconfirmate la o valoare ceva mai mare decât media timpului dus-întors.

10.3.1.10. Algoritmul lui Nagle şi optimizarea numărului de pachete

La primirea datelor de la programul aplicaţie, prin apelul sistem `send()`, modulul TCP poate trimite imediat un pachet sau poate aştepta; aşteptarea este utilă dacă astfel se pot plasa mai multe date în acelaşi pachet IP.

Algoritmul lui Nagle prevede că, la primirea unor date de la utilizator prin `send()`:

- dacă nu sunt date trimise şi neconfirmate, sau dacă datele noi sunt suficient de mari pentru a umple un pachet, datele se trimit imediat;
- altfel, modulul TCP aşteaptă până la primirea confirmării sau expirarea timpului de retransmitere, şi abia atunci trimite datele primite între timp de la aplicaţie.

O altă optimizare constă în a întârzia câteva fracţiuni de secundă trimiterea confirmării pentru un pachet TCP primit. Ideea este că, dacă aplicaţia care recepţionează datele din acel pachet are de trimis date ca răspuns la datele primite, datele ce constituie răspunsul să fie trimise în acelaşi pachet cu confirmarea datelor primite.

10.3.1.11. Trimiterea datelor speciale (out of band)

TCP prevede un mecanism de transmitere, în cadrul fluxului normal de date, a unor date cu un marcaj special. Mecanismul este întrucâtva echivalent cu a avea două fluxuri de date ataşate conexiunii, unul pentru datele „obişnuite“ şi celălalt pentru date „speciale“. Datele speciale poartă denumirea, în terminologia angloamericană, *out of band data* (*OOB*).

O posibilă utilizare este următoarea: presupunem o aplicaţie care transferă fişiere. Presupunem că emiţătorul trimite mai întâi lungimea fişierului şi apoi conţinutul. Dacă utilizatorul lansează trimiterea unui fişier mare (să zicem câţiva gigaocteţi) şi apoi se răzgândeşte şi doreşte să abandoneze operaţia, partea de emiţător a aplicaţiei nu poate semnaliza receptorului în nici un fel abandonarea transmiterii. Aceasta deoarece octeţii transmişi sunt interpretaţi de receptor ca fiind conţinutul fişierului. Aici intervin datele cu marcajul *special* (*out of band*): emiţătorul trimite conţinutul fişierului ca date normale, iar o eventuală semnalizare de abandonare a transferului este trimisă ca date speciale.

Datele speciale se consideră că trebuie să fie livrate cât mari repede cu putinţă aplicaţiei destinaţie. În terminologia TCP, ele sunt denumite *date urgente* (engl. *urgent data*). Transmiterea lor se face astfel:

- datele speciale se plasează într-un pachet TCP fără a fi precedate de date normale;

- pachetul respectiv are flagul *urgent* setat;
- câmpul *poziţie date urgente* conţine dimensiunea datelor speciale rămase de transmis (în pachetul curent şi în următoarele).

De principiu un pachet conţinând date speciale va avea setat şi flagul *push*, care indică faptul că modulul TCP receptor ar trebui să livreze datele către aplicaţia destinaţie cât mai repede.

10.3.2. Datagrame nesigure: UDP

Există aplicaţii care se descurcă acceptabil cu datagrame nesigure. Pentru acestea, nivelul transport trebuie să rezolve doar problema găsirii aplicaţiei căreia îi este destinată datagrama. Această problemă este rezolvată de protocolul UDP.

Fiecărei aplicaţii ce utilizează UDP i se acordă, de către modulul UDP al sistemului de operare local, un *port UDP*. Un port UDP alocat unei aplicaţii nu va fi acordat şi altei aplicaţii decât după ce este eliberat de prima.

O datagramă UDP poartă ca adrese sursă şi destinaţie perechi formate din câte o adresă IP şi un număr de port. Adresa IP este adresa nodului pe care rulează aplicaţia sursă, respectiv destinaţie, iar portul este portul alocat de sistem aplicaţiei.

O datagramă UDP este construită dintr-un pachet IP cu identificatorul protocolului UDP în *protocol* şi cu zona de date utile conţinând un *antet UDP* şi datele datagramei UDP. Antetul UDP conţine portul sursă şi portul destinaţie. Adresele IP sursă şi destinaţie sunt cele plasate în câmpurile corespunzătoare ale pachetului IP.

Deoarece o datagramă UDP trebuie să fie plasată într-un singur pachet IP, dimensiunea datelor utile ale unei datagrame UDP este limitată de dimensiunea maximă a pachetului IP.

Programul utilizator cere trimiterea unei datagrame UDP prin intermediul apelului `sendto()` sau `sendmsg()`. Programul trebuie să specifice adresa destinaţie — adresa IP şi portul. Adresa sursă este adresa asociată socket-ului de pe care se emite pachetul. Dacă nu s-a asociat în prealabil o adresă (prin apelul `bind()`), sistemul alocă automat un număr de port liber.

Deoarece, conform protocolului UDP, recepţia datagramei trimise nu este confirmată în nici un fel, funcţiile `sendto()` sau `sendmsg()` nu au cum să returneze programului apelant informaţii despre livrarea pachetului. Dealtfel, ambele funcţii se termină (returnează controlul apelantului) înainte ca pachetul să fie efectiv livrat.

Funcţiile sistem `recvfrom()` şi `recvmsg()` aşteaptă recepţia unei datagrame având ca adresă destinaţie adresa asociată socket-ului dat ca argu-

ment. Funcţia returnează datele utile din datagramă precum şi adresa sursă a datagramei.

10.4. Identificarea nodurilor după nume: sistemul DNS

Utilizarea adreselor IP direct de către utilizatorii umani este dificilă deoarece:

- adresele IP sunt greu de ţinut minte de către oameni;
- adresele IP sunt legate de topologia reţelei şi se schimbă odată cu aceasta; spre exemplu, dacă o firmă schimbă furnizorul de Internet folosit, adresele staţiilor firmei este probabil să se schimbe.

De fapt, adresele IP sunt similare numerelor de telefon. Ca urmare, este utilă o „carte de telefon a Internetului“.

Serviciul numelor de domeniu — DNS (engl. *Domain Name Service*) — este un mecanism ce permite identificarea unui nod de reţea printr-un nume uşor de memorat de către om şi care să fie independent de topologia reţelei.

DNS este construit ca o bază de date ce cuprinde înregistrări ce asociază unui nume o adresă IP. Această bază de date este împărţită între mai multe *servere de nume*, care pot fi interogate de oricine. O aplicaţie care doreşte să comunice şi să folosească nume în loc de adrese IP interoghează întâi nişte servere de nume, până ce află adresa IP corespunzătoare numelui dat, după care lucrează cu adresa astfel obţinută.

Baza de date DNS este stocată distribuit (pe mai multe servere, pentru a nu avea un server supraaglomerat) şi redundant (există mai multe servere capabile să răspundă la o cerere dată).

DNS este proiectat în ideea că informaţiile se citesc frecvent şi se modifică rar. Cu ocazia modificărilor se admite să existe temporar incoerenţe — un utilizator să obţină informaţia nouă în timp ce altul deţine informaţia veche.

10.4.1. Numele de domeniu

Numele de domeniu [RFC 1034, 1987] sunt numele ce pot fi date nodurilor şi altor obiecte, în cadrul DNS. Un nume de domeniu este compus dintr-un şir de componente. Fiecare componentă este un şir de caractere; RFC 1034 nu impune restricţii, însă recomandă ca fiecare componentă să fie formată din cel mult 63 de caractere, ce pot fi litere, cifre sau caracterul *minus* (`-`), cu restricţia ca primul caracter să fie literă şi ultimul caracter să

nu fie minus. Literele mari sunt echivalente cu literele mici corespunzătoare. Componentele au asociată o ordine ierarhică.

Scrierea în text a unui nume de domeniu se face scriind componentele, începând cu cea mai de jos, din punct de vedere al ierarhiei, şi terminând cu cea mai de sus. După fiecare componentă se scrie un caracter *punct* (`.`). În particular, numele vid (format din zero componente) se scrie „`.`“ (un caracter punct).

Exemplul 10.12: În adresa `nessie.cs.ubbcluj.ro.` componentele sunt, în ordine descrescătoare ierarhic:

- `ro` — România,
- `ubbcluj` — Universitatea Babeş-Bolyai Cluj-Napoca,
- `cs` — Departamentul de Informatică (din engl. *Computer Science*),
- `nessie` — numele staţiei.

Această scriere este inspirată din scrierea adreselor poştale, care încep cu numele destinatarului şi se termină cu ţara.

În majoritatea cazurilor, aplicaţiile acceptă specificarea numelor de domenii fără punctul final. În lipsa punctului final, interpretarea este însă diferită. Anume, dacă numele nu este terminat cu punct, aplicaţia va încerca să adauge la nume şiruri de componente superioare ierarhic dintr-o listă configurată de administratorul sistemului. Primul nume de domeniu, astfel construit, care există în DNS este considerat ca fiind semnificaţia numelui dat de utilizator.

Exemplul 10.13: Presupunem că lista de căutare configurată de administrator pentru un sistem conţine, în ordine, `scs.ubbcluj.ro`, `cs.ubbcluj.ro` şi `ubbcluj.ro`. O căutare pentru numele `www` va duce la căutarea numelui `www.scs.ubbcluj.ro.` care va fi găsit şi vor fi returnate informaţiile despre acest nume. O căutare pentru numele `www.cs` va duce la căutarea, în ordine, a numelor `www.cs.scs.ubbcluj.ro.`, `www.cs.cs.ubbcluj.ro.` şi `www.cs.ubbcluj.ro.`; acesta din urmă este găsit şi căutarea este încheiată.

Structurarea numelui în mai multe componente serveşte la administrarea ierarhică a spaţiului de nume. O organizaţie care dobândeşte un nume de domeniu poate crea şi administra după voie numele formate prin adăugare de componente ierarhic inferioare. De exemplu, Universitatea Babeş-Bolyai din Cluj-Napoca a obţinut numele `ubbcluj.ro.` . Crearea numelui `nessie.cs.ubbcluj.ro.` este decizia exclusivă a Universităţii Babeş-Bolyai.

O instituţie care doreşte un nume de domeniu trebuie să contacteze instituţia care administrează domeniul părinte şi să ceară alocarea unui nume.

Alocarea numelui se plăteşte — fie o taxă plătită o singură dată, fie o taxă anuală. Instituţia ce a obţinut numele este responsabilă de întreţinerea unui server de nume (vezi § 10.4.3 şi § 10.4.4) pentru domeniul ce i-a fost alocat.

Adesea firmele care oferă acces Internet oferă gratuit clienţilor nume de domeniu ca subdomenii ale domeniului firmei. Exemplu ipotetic, firma XYNet, posesoarea domeniului `xynet.example`, oferă clientului ABC s.r.l. domeniul `abc.xynet.example`. Din păcate, numele maşinilor firmei ABC sunt legate în acest caz de furnizorul de acces Internet, iar dacă firma ABC s.r.l. va schimba furnizorul de Internet, va fi nevoită să-şi schimbe numele de domeniu ale serverelor sale, ceea ce poate duce la pierderea clienţilor ce nu află noul nume al site-ului firmei.

De remarcat că, deşi organizarea ierarhică a numelor de domeniu seamănă cu organizarea numelor de fişiere şi directoare, nu există o restricţie similară cu aceea că într-un director nu e permis să aibă acelaşi nume un fişier şi un subdirector. Anume, ca exemplu, numele `ubbcluj.ro.` şi `cs.ubbcluj.ro.` pot desemna simultan noduri în reţea.

10.4.2. Structura logică a bazei de date DNS

Să ignorăm deocamdată problemele legate de implementarea DNS.

DNS se prezintă ca un tabel cu cinci coloane: *numele de domeniu*, *tipul*, *clasa*, *valoarea* şi *termenul de valabilitate*. Tipul şi clasa se utilizează pentru a putea pune în DNS şi alte informaţii în afară de adrese IP. Înregistrările corespunzătoare adreselor IP au tipul *A* (de la *address*=adresă) şi clasa *IN* (de la *Internet*). Câmpul *valoare* a unei înregistrări cu tipul *A* şi clasa *IN* conţine adresa IP a nodului cu numele de domeniu dat.

DNS permite căutarea unei înregistrări pentru care s-au specificat numele de domeniu, clasa şi tipul.

Este permis să existe mai multe înregistrări pentru acelaşi nume, clasă şi tip, dacă au valori diferite. Cineva care obţine prin interogarea DNS mai multe adrese IP pentru un nume dat poate folosi oricare din adrese; acestea se presupune că sunt ale aceluiaşi calculator sau ale unor calculatoare ce furnizează servicii echivalente.

O listă a tipurilor de înregistrări DNS mai des utilizate este dată în tabelul 10.7.

Remarcăm în mod deosebit tipul *CNAME* (nume canonic). O înregistrare având numele *nume1*, tipul *CNAME* şi valoarea *nume2* defineşte *nume1* ca pseudonim pentru *nume2*. În acest caz, *nume2* este considerat numele canonic al acelui obiect. Dacă pentru un nume există o înregistrare *CNAME*, nu este permis să mai existe vreo altă înregistrare pentru acel nume.

Tip	Valoare	Observaţii
A	adresă IPv4	adresa corespunzătoare numelui solicitat
AAAA	adresă IPv6	adresa IPv6 corespunzătoare numelui solicitat ([RFC 3596, 2003])
CNAME	nume de domeniu	numele canonic corespunzător numelui solicitat
PTR	nume de domeniu	numele canonic al nodului cu adresa IP solicitată, vezi § 10.4.6
SOA	date de identificare ale informaţiilor despre zonă	vezi § 10.4.5
NS	nume de domeniu	numele canonic al serverului de domeniu pentru zona având ca rădăcină numele solicitat
MX	nume de domeniu şi prioritate	serverele de poştă electronică pentru domeniul solicitat, § 11.1

Tabelul 10.7: Tipuri de înregistrări DNS mai des folosite

Mai mult, numele canonic din câmpul *valoare* al unei înregistrări *CNAME* nu este permis să apară ca nume de domeniu în altă înregistrare *CNAME*.

O aplicaţie care caută o înregistrare de un anumit tip pentru un nume trebuie să caute şi o înregistrare *CNAME* pentru acel nume. Dacă găseşte o înregistrare *CNAME*, trebuie să caute o înregistrare cu numele canonic găsit şi având tipul căutat iniţial. Valoarea astfel găsită trebuie utilizată ca şi când ar fi fost găsită pentru numele original.

10.4.3. Împărţirea în domenii de autoritate

Mulţimea numelor de domeniu este împărţită în *zone*. Pentru fiecare zonă există unul sau mai multe *servere de nume* sau *server DNS* care deţin toate înregistrările corespunzătoare numelor din acea zonă.

Privim spaţiul de nume ca un arbore în care rădăcina este domeniul rădăcină şi fiecare nume are ca părinte numele obţinut din el prin înlăturarea celei mai din stânga componente. O zonă este o submulţime de nume care, împreună cu legăturile dintre ele, formează un arbore. De remarcat că rădăcina zonei face parte din zonă.

Un server care este responsabil de o zonă trebuie să deţină toate înregistrările corespunzătoare numelor din zonă. Faptul că un nume care ar

aparţine zonei nu figurează în tabela ţinută de acel server înseamnă că numele respectiv nu există.

Din motive de toleranţă la pene, pentru fiecare zonă există de regulă cel puţin două servere responsabile. De principiu, tabelele despre o zonă dată ale serverelor responsabile de acea zonă trebuie să fie identice; pot exista însă temporar incoerenţe între tabele cu ocazia modificărilor unor informaţii.

Pe lângă înregistrările despre zonele pentru care este responsabil, un server de nume trebuie să mai deţină înregistrări care să permită regăsirea serverelor de nume ale zonelor adiacente — zona imediat superioară ierarhic şi zonele imediat subordonate, dacă există — şi a serverelor de nume pentru zona rădăcină. Aceste înregistrări se numesc *glue records* — înregistrări lipici — deoarece crează legătura cu zonele învecinate.

Pentru numele rădăcină al fiecărei zone trebuie să existe următoarele înregistrări:

- O înregistrare *SOA* (*Start Of Authority*), care conţine nişte date administrative despre zonă (vezi § 10.4.5);
- Una sau mai multe înregistrări *NS* (*Name Server*) care conţin numele serverelor de nume responsabile de zonă. De remarcat că serverele de nume nu este obligatoriu să fie ele însele membre ale zonei.

Înregistrările *NS* ale rădăcinii unei zone împreună cu înregistrările *A* ale acelor nume sunt „înregistrările lipici“ ce trebuie ţinute de un server cu privire la zonele vecine.

Un server poate ţine şi alte înregistrări, în afară de înregistrările din zonele pentru care este responsabil şi de înregistrările de legătură.

10.4.4. Mecanismul de interogare a serverelor

Protocolul utilizat pentru interogarea serverelor de nume este descris în [RFC 1035, 1987].

Un server de nume aşteaptă cereri prin datagrame UDP trimise pe portul 53 şi prin conexiuni TCP pe portul 53. Clientul trimite cererea întâi ca datagramă UDP. Dacă răspunsul este prea lung pentru a încape într-o datagramă UDP atunci clientul repune întrebarea printr-o conexiune TCP.

Interogarea cuprinde numele de domeniu căutat, tipul şi clasa. Răspunsul conţine interogarea şi un şir de înregistrări, împărţite în trei categorii: înregistrări din zonele pentru care este responsabil, înregistrări de legătură şi alte înregistrări.

Dacă numele din interogare este dintr-o zonă pentru care serverul este responsabil, serverul va răspunde cu înregistrarea sau înregistrările care constituie răspunsul la interogare — eventual va spune că nu există înregistrări.

Dacă numele căutat este din afara zonei de responsabilitate, există două comportamente posibile pentru server:

- *iterativ*. Serverul răspunde cu înregistrările de legătură către zona căutată de client. Clientul urmează să interogheze alte servere.
- *recursiv*. Serverul interoghează (el însuşi) un server pentru zona vecină mai apropiată de zona numelui căutat de client, eventual interoghează în continuare servere din înregistrările returnate, până ce află răspunsul la întrebarea clientului. Înregistrările găsite sunt plasate în categoria a treia — alte înregistrări.

  Un server recursiv poate fi configurat să reţină înregistrările astfel obţinute, astfel încât la o interogare ulterioară să poată răspunde direct, fără a mai căuta un server responsabil pentru numele cerut de client. O înregistrare astfel memorată este ţinută un timp cel mult egal cu termenul de valabilitate al înregistrării, după care se consideră că informaţia s-ar fi putut modifica şi ca urmare înregistrarea este aruncată.

Căutarea adresei corespunzătoare unui nume se face de către programul utilizator care are de contactat nodul cu numele dat. Interogarea DNS se face de regulă prin intermediul unor funcţii de bibliotecă, cum ar fi `gethostbyname()`. Aceste funcţii de bibliotecă trebuie să găsească un prim server de nume pe care să-l interogheze. Pentru aceasta, în sistemul de operare există un loc standardizat unde administratorul scrie adresele IP ale unuia sau mai multor servere de nume. În sistemele de tip Unix, locul este fişieru `/etc/resolv.conf`, iar în Windows este în registry.

10.4.5. Sincronizarea serverelor pentru un domeniu

Protocolul de interogare DNS prevede posibilitatea de-a cere toate înregistrările dintr-o anumită zonă ([RFC 1035, 1987], [RFC 1995, 1996]). Acest lucru se utilizează pentru a putea întreţine uşor mai multe servere responsabile de o anumită zonă. Toate înregistrările privind zona se scriu în baza de date a unuia dintre servere, denumit *master*. Celelalte servere, numite *slave*, sunt configurate să copieze periodic informaţiile de pe *master*.

De notat că, într-o astfel de configuraţie, atât serverul *master* cât şi serverele *slave* sunt considerate responsabile de zonă; mecanismul este invizibil pentru cineva care face o interogare DNS pentru un nume din zonă.

Momentele la care un server *slave* copiază datele de pe serverul *master* depind de următorii parametri din înregistrarea *SOA* a zonei:

- *serial* este numărul de ordine al datelor; administratorul zonei trebuie să crească numărul serial oridecâteori modifică vreo înregistrare din zonă.

Un *slave* nu execută copierea dacă numărul serial curent al *master*-ului coincide cu numărul serial propriu.

- *refresh* este timpul după care un server *slave* trebuie să interogheze serverul *master* pentru a vedea dacă s-a modificat vreo înregistrare;
- *retry* este timpul de aşteptare după o încercare eşuată de-a contacta serverul *master* înainte de-a încerca din nou;
- *expire* este timpul după care, în cazul în care nu a reuşit să contacteze serverul *master*, serverul *slave* trebuie să nu se mai considere responsabil de zonă.

Există şi un protocol ([RFC 1996, 1996]) prin care serverul *master* cere explicit unui server *slave* să copieze datele despre zonă.

10.4.6. Căutarea numelui după IP

DNS nu permite căutarea unei înregistrări după valoare, deoarece găsirea serverului ce deţine înregistrarea ar necesita interogarea tuturor serverelor DNS din Internet.

Pentru a putea răspunde la întrebări de tipul *cine are o adresă IP dată,* se utilizează următorul mecanism:

Fiecărei adrese IP versiunea 4 i se asociază un nume de domeniu astfel: se scrie adresa în formă zecimală cu punct, cu componentele în ordine inversă, şi se adaugă `in-addr.arpa.` . Astfel, adresei IP 193.0.225.34 îi corespunde numele `34.225.0.193.in-addr.arpa.` .

Pentru aceste nume se pun în DNS înregistrări cu tipul *PTR* şi având ca valoare numele de domeniu al nodului respectiv. Interogarea şi administrarea acestor nume de domeniu se fac întocmai ca şi pentru numele obişnuite.

De principiu, un subdomeniu din `in-addr.arpa.` corespunde unui bloc de adrese IP alocat unei instituţii; subdomeniul corespunzător din domeniul `in-addr.arpa.` este administrat de aceeaşi instituţie.

În situaţia în care alocarea blocurilor de adrese IP se face după schema CIDR, graniţele blocurilor nu coincid cu graniţele subdomeniilor lui `in-addr.arpa.` . De exemplu, dacă firma X are alocat blocul de adrese 193.226.40.128/28, ea nu va putea primi în administrare întregul domeniu `40.226.193.in-addr.arpa.`, deoarece acesta conţine şi alte adrese decâte cele ale firmei X. Administrarea numelor din `in-addr.arpa.` se face, în acest caz, conform [RFC 2317, 1998]: numele corespunzătoare IP-urilor se definesc ca pseudonime pentru nişte nume din domenii create special pentru blocurile alocate. Pentru exemplul dat, construcţia este următoarea:

- se crează domeniul `128/28.40.226.193.in-addr.arpa.`, asociat blocului

193.226.40.128/28, a cărui administrare este delegată firmei X;

- numele de domeniu de la `128.40.226.193.in-addr.arpa.` până la `143.40.226.193.in-addr.arpa.` se definesc ca pseudonime (*CNAME*) pentru numele de la `128.128/28.40.226.193.in-addr.arpa.` până la `143.128/28.40.226.193.in-addr.arpa.`

Pentru adresele IPv6 se foloseşte un mecanism asemănător, definit în [RFC 3596, 2003]. Anume, fiecărei adrese IPv6 i se asociază un nume în domeniul `ip6.arpa` . Numele se construieşte astfel:

- Se iau grupuri de câte 4 biţi din adresa IPv6 şi se scrie cifra hexa corespunzătoare ca o componentă separată.
- Ordinea ierarhică a componentelor astfel obţinute este aceea în care componentele corespunzătoare biţilor mai semnificativi din adresa IP sunt superioare ierarhic componentelor corespunzătoare biţilor mai puţin semnificativi.

Exemplul 10.14: Pentru adresa `4321:0:1:2:3:4:567:89ab`, numele de domeniu asociat este

```
b.a.9.8.7.6.5.0.4.0.0.0.3.0.0.0.2.0.0.0.1.0.0.0.0.0.0.0.1.2.3.4.
        ip6.arpa
```

10.5. Legăturile directe între nodurile IP

10.5.1. Rezolvarea adresei — ARP

În multe cazuri, ceea ce, din punctul de vedere al unei reţele Internet este o legătură directă, este de fapt o legătură între două noduri într-o reţea de alt tip, de exemplu o reţea IEEE 802. O astfel de reţea joacă rolul nivelului legăturii de date în contextul protocolului Internet şi ca urmare o vom numi aici *reţea de nivel inferior*.

Transmiterea unui pachet IP de la un nod A către un nod B, în cadrul aceleiaşi reţele de nivel inferior, se face astfel:

- mai întâi, nodul A determină adresa, în cadrul reţelei de nivel inferior (adică adresa MAC, pentru IEEE 802), a nodului B;
- apoi A trimite pachetul IP nodului B, sub formă de date utile în cadrul unui pachet al reţelei de nivel inferior, pachet destinat adresei găsite anterior.

Determinarea adresei MAC a nodului B se face cu ajutorul unui mecanism numit *ARP* (engl. *Address Resolution Protocol*, rom. *protocol de determinare a adresei*). Mecanismul funcţionează astfel:

- A trimite în reţeaua de nivel inferior un pachet de difuziune (broadcast) conţinând adresa IP a lui B. Acest pachet este un fel de întrebare „cine are adresa IP cutare?“.
- La un astfel de pachet răspunde doar nodul cu adresa IP specificată în pachet — adică doar nodul B în cazul de faţă. Pachetul de răspuns este adresat direct lui A (prin adresa MAC a lui A recuperată din interogare) şi conţine adresa IP şi adresa MAC ale lui B. Pachetul are semnificaţia „eu am adresa IP cutare şi am adresa MAC cutare“.

După determinarea corespondenţei IP $\rightarrow$ MAC prin mecanismul ARP, nodul A păstrează corespondenţa în memorie un anumit timp (de ordinul minutelor), astfel încât, dacă nodurile A şi B schimbă mai multe pachete în timp scurt, mecanismul ARP este invocat doar o singură dată.

Dacă nodul A primeşte mai multe răspunsuri ARP cu adrese MAC diferite pentru aceeaşi adresă IP, înseamnă că există mai multe noduri cărora li s-a dat din greşeală aceeaşi adresă IP. În această situaţie A ar trebui să semnalizeze situaţia:

- printr-un pachet ICMP cu tipul *destination unreachable* destinat sursei pachetului destinat lui B, şi
- printr-un mesaj afişat pe ecran şi înregistrat în fişierele jurnal ale sistemului de operare.

Mecanismul ARP este utilizat de asemnea la configurarea adresei unei interfeţe de reţea ca verificare că adresa configurată este unică în subreţea. Mai exact, dacă administratorul configurează o anumită adresă IP pentru o interfaţă, sistemul emite mai întâi o cerere ARP pentru adresa ce urmează a fi setată. Dacă cererea primeşte răspuns înseamnă că mai există un nod ce are adresa respectivă, caz în care sistemul tipăreşte un mesaj de avertisment şi eventual refuză configurarea adresei respective. Dacă cererea nu primeşte răspuns este probabil ca adresa să fie unică şi ca urmare sistemul o poate accepta ca adresă proprie.

Informaţiile despre asocierile IP $\rightarrow$ MAC cunoscute nodului curent se determină, pe sistemele de tip UNIX, cu ajutorul comenzii `arp`. Trimiterea, în vedera testării, a unei cereri ARP către o staţie se poate face cu ajutorul comenzii `arping`.

10.6. Configurarea automată a staţiilor — DHCP

Sunt situaţii în care este util ca un nod să-şi determine propria adresă IP, împreună cu alţi câţiva parametri (masca de reţea, *default gateway*, servere DNS) prin interogări în reţea, în loc ca aceşti parametri să fie stocaţi într-o memorie nevolatilă (disc sau memorie flash) a nodului. Situaţii în care acest lucru este util sunt:

- pentru un calculator fără harddisc;
- pentru un laptop, PDA sau alt dispozitiv mobil, care este mutat frecvent dintr-o reţea în alta, unde parametrii trebuie configuraţi de fiecare dată în funcţie de reţeaua la care este conectat;
- într-o reţea mare în care este de dorit ca parametrii de reţea ai staţiilor să poată fi schimbaţi uşor de pe un calculator central.

Există trei protocoale ce au fost utilizate de-a lungul timpului pentru determinarea parametrilor de reţea: RARP, BOOTP şi DHCP. Vom studia mai în detaliu protocolul DHCP, celelalte două nemaifiind utilizate în prezent. De notat însă că protocolul DHCP este conceput ca o extensie a protocolului BOOTP.

Un nod care doreşte să-şi determine parametrii de reţea (adresa IP proprie, masca de reţea, *default gateway*-uri, numele propriu, adresele serverelor DNS) se numeşte *client DHCP*. Clientul DHCP trimite o cerere, la care răspunde un *server DHCP* stabilit pentru reţeaua respectivă. Răspunsul conţine parametrii solicitaţi. Vom studia în continuare:

- cum se transmit cererea şi răspunsul DHCP, în condiţiile în care modulul IP al clientului nu este configurat şi ca urmare nu este complet funcţional;
- cum determină serverul parametri clientului.

Transmiterea cererii şi a răspunsului DHCP. Presupunem în continuare că nodul client este conectat la o singură reţea de tip IEEE 802.

Cererea DHCP este transmisă ca un pachet UDP. Adresa IP destinaţie a pachetului este adresa de broadcast locală (255.255.255.255), iar portul destinaţie este portul standard pe care ascultă serverul DHCP, anume portul 67. Adresa IP sursă este 0.0.0.0 (valoarea standard pentru adresă necunoscută). Pachetul IP este încapsulat într-un pachet Ethernet destinat adresei de broadcast (FF:FF:FF:FF:FF:FF) şi purtând ca adresă sursă adresa plăcii de reţea locale. Serverul DHCP trebuie să fie în aceeaşi subreţea cu clientul

(sau să existe în aceeaşi subreţea un server *proxy DHCP* care să preia cererea clientului şi s-o retrimită serverului).

Răspunsul DHCP este plasat la rândul lui într-un pachet UDP purtând ca adresă sursă adresa serverului DHCP şi ca adresă destinaţie adresa alocată clientului DHCP, cu portul destinaţie 68. Pachetul este încapsulat într-un pachet Ethernet destinat adresei MAC a clientului. Asocierea IP → MAC pentru transmiterea pachetului de către server nu se face prin mecanismul ARP (care ar eşua deoarece clientul DHCP nu poate încă răspunde la cererea ARP) ci este setată de către serverul DHCP prin intermediul unui apel sistem.

Determinarea parametrilor de către server. Pentru fiecare subreţea pentru care acţionează, un server DHCP trebuie să aibă două categorii de date: parametrii comuni tuturor nodurilor din subreţea (masca de reţea, gateway-uri, servere DNS) şi parametrii specifici fiecărui nod în parte (adresa IP a nodului).

Parametrii comuni sunt setaţi de administratorul serverului DHCP într-un fişier de configurare al serverului.

Pentru adresele IP ale nodurilor din reţea există două strategii ce pot fi folosite:

Alocare manuală: Adresa fiecărui nod este fixată manual de către administratorul serverului DHCP. Nodul client este identificat prin adresa MAC sau prin nume. În primul caz administratorul trebuie să scrie într-un fişier de configurare al serverului toate adresele MAC ale plăcilor de reţea şi adresele IP corespunzătoare. În al doilea caz, pe serverul DHCP se scriu numele staţiilor şi adresele corespunzătoare iar pe fiecare staţie se setează numele staţiei (a doua soluţie nu este aplicabilă pe calculatoare fără harddisc).

Alocare dinamică: Serverul dispune de o mulţime de adrese pe care le alocă nodurilor. Serverul păstrează corespondenţa dintre adresele MAC ale clienţilor şi adresele IP ce le-au fost alocate. Adresele alocate pot fi eliberate la cererea explicită a clientului sau la expirarea perioadei de alocare (vezi mai jos).

Adresele se atribuie de regulă pe o durată determinată. Perioada de alocare poate fi prelungită la solicitarea clientului printr-o cerere DHCP de prelungire. După expirarea perioadei de alocare, clientul nu mai are voie să utilizeze adresa.

Atribuirea adreselor pe perioadă determinată are două avantaje (faţă de atribuirea pe durată nedeterminată):

- la alocarea dinamică a adreselor, dacă clientul este scos din reţea fără

a elibera explicit adresa, adresa este eliberată automat la expirarea perioadei de atribuire;

- dacă este necesară modificarea strategiei de atribuire a adreselor se pot opera modificările necesare în configurarea serverului DHCP iar clienţii vor primi noile adrese cu ocazia încercării de prelungire a atribuirii adresei.

10.7. Situaţii speciale în dirijarea pachetelor

Vom studia în paragraful de faţă anumite procedee mai deosebite utilizate în dirijarerea pachetelor. Aceste procedee se aplică îndeosebi în reţelele interne ale unor instituţii.

10.7.1. Filtre de pachete (firewall)

Un *filtru de pachete* (engl. *firewall*) este un nod IP care nu transmite toate pachetele conform regulilor normale de funcţionare ale unui nod IP ci, în funcţie de anumite reguli, ignoră complet sau trimite pachete ICMP de eroare pentru anumite pachete.

Scopul unui filtru de pachete este de-a interzice anumite acţiuni în reţea, în special pentru a contracara anumite încercări de spargere a unui calculator.

Configurarea unui filtru de pachete constă în stabilirea unui ansamblu de *reguli de filtrare*. Prezentăm în continuare posibilităţile oferite de mecanismul *iptables* din sistemul Linux, cu menţiunea că facilităţile de bază se regăsesc în toate sistemele.

O *regulă de filtrare* este o pereche formată dintr-o *condiţie* şi o *acţiune*. Regulile sunt grupate în şiruri numite *lanţuri*. Există trei lanţuri predefinite:

- *INPUT* aplicat pachetelor destinate nodului curent,
- *OUTPUT* aplicat pachetelor generate de nodul curent,
- *FORWARD* aplicat pachetelor generate de alt nod şi având ca destinaţie alt nod (pentru care nodul curent acţionează ca ruter).

Pentru fiecare pachet ajuns la modulul IP, acesta aplică prima regulă, din lanţul corespunzător traseului pachetului, pentru care pachetul îndeplineşte condiţia specificată în regulă. Aplicarea regulii înseamnă executarea acţiunii specificate de regulă.

Principalele *acţiuni* ce pot fi specificate sunt:

- *ACCEPT* — pachetul este livrat normal,
- *DROP* — pachetul este ignorat (ca şi când nu ar fi fost primit),

- *REJECT* — se trimite înapoi un pachet semnalând o eroare — implicit *ICMP destination unreachable*.

Condiţiile specificate într-o regulă pot privi:

- interfaţa prin care a intrat pachetul (cu excepţia lanţului *OUTPUT*),
- interfaţă prin care ar ieşi pachetul (cu excepţia lanţului *INPUT*),
- adresa IP sursă şi adresa IP destinaţie (se poate specifica şi un prefix de reţea, condiţia fiind satisfăcută de pachetele ce au adresă începând cu acel prefix sau, eventual, pachetele ce au adresă ce nu începe cu acel prefix),
- adresa MAC sursă sau destinaţie (pentru pachete ce intră, respectiv ies, prin interfeţe ce au conceptul de adresă MAC),
- protocolul (TCP, UDP, ICMP),
- portul sursă sau destinaţie (pentru protocoale care au noţiunea de port),
- tipul şi subtipul ICMP (pentru pachete ICMP),
- flag-uri ale diverselor protocoale,
- dimensiunea pachetului,
- starea conexiunii TCP căreia îi aparţine pachetul (vezi mai jos).

Un nod (intermediar) prin care trec toate pachetele asociate unei conexiuni TCP poate, examinând antetul TCP al fiecărui pachet, să ţină evidenţă stării conexiunii. Ca urmare, nodul poate stabili dacă un pachet deschide o conexiune nouă, aparţine unei conexiuni deschise sau este un pachet invalid.

Este adevărat, acest lucru înseamnă o încălcare a principiului separării nivelelor: TCP este un protocol de nivel transport, deasupra nivelului reţea. Ca urmare, modulele de reţea nu ar trebui să interpreteze protocolul TCP (antetele TCP ar trebui considerate pur şi simplu date utile). Ca urmare, nodurile intermediare, din care nu acţionează asupra pachetelor în tranzit decât modulul reţea şi modulele inferioare, nu ar trebui să „înţeleagă“ protocolul TCP.

Regulile de filtrare se configurează de către administratorul sistemului. Ca şi în cazul parametrilor IP:

- Pe sistemele Linux, regulile aplicate de nucleul sistemului de operare se examinează şi se modifică cu ajutorul unei comenzi — `iptables`. Regulile valabile la iniţializarea sistemului sunt configurate de *script*-urile invocate la pornire, fiind încărcate dintr-un fişier text.

- Pe sistemele Windows există o interfaţă grafică cu care se configurează simultan regulile curente aplicate de nucleu şi în acelaşi timp acele reguli sunt scrise în *registry* pentru a fi încărcate la repornirea sistemului.

Prin regulile de filtrare se urmăresc de obicei următoarele lucruri:

- Să fie blocate pachetele pentru care se poate determina că adresa sursă a fost falsificată. Aici intră:
  - pachete ce intră pe interfaţă către Internet şi au ca adresă sursă o adresă din reţeaua internă,
  - pachete ce au ca sursă o adresă de broadcast (clasa D) sau de clasă E,
  - pachete ce intră dinspre o anumită subreţea au ca sursă o adresă ce nu face parte din subreţeaua respectivă şi nici din alte subreţele din direcţia respectivă.

- Să fie interzise conexiunile din afara reţelei locale către servicii care sunt oferite doar pentru reţeaua locală. De exemplu, accesul la un *share* Windows este adesea de dorit să nu fie posibil din afara reţelei locale.

  Pentru aceasta există două strategii:
  - se blochează pachetele destinate porturilor pe care aşteaptă conexiuni serviciile respective;
  - se permit conexiunile către serviciile ce se doresc a fi accesibile din afară (web, mail, eventual ssh), se permit conexiunile iniţiate din interior şi se interzic toate celelalte pachete.

  Prima metodă este mai simplă însă necesită lista completă a serviciilor ce trebuie blocate. A doua metodă este mai sigură, întrucât serviciile sunt inaccesibile dacă nu s-a specificat explicit contrariul, însă este dificil de permis intrarea pachetelor de răspuns pentru conexiunile iniţiate din interior. Aceasta se întâmplă deoarece o conexiune iniţiată din interior are alocat un port local cu număr imprevizibil; ca urmare nu se poate stabili o regulă simplă pentru permiterea intrării pachetelor destinate acelui port.

  Soluţia uzuală este:
  - pentru conexiun TCP, se permit pachetele asociate unei conexiuni deja deschise, se permit pachetele către exterior, se permit pachetele destinate serviciilor publice şi se interzic toate celelalte pachete.

- pentru UDP, unde nu se poate ţine evidenţa unor conexiuni, se interzic pachetele destinate unor servicii private, se permit pachetele spre exterior, se permit pachetele provenite de la serviciile ce se doreşte a fi accesate în exterior (serverele DNS sau NTP utilizate) şi se interzic toate celelalte pachete.

- Să fie interzise diferite alte pachete „dubioase“, cum ar fi:
  - pachete destinate adresei de broadcast a reţelei locale sau adresei de broadcast generale (255.255.255.255),
  - pachete având ca adresă sursă sau destinaţie adresa maşinii locale (127.0.0.1) sau o adresă privată.

Exemplul 10.15: Fie un ruter având în spate o reţea internă având adrese cu prefixul 193.226.40.128/28. Ruterul are interfaţa *eth0* cu adresa 193.0.225.20 către exterior şi interfaţa *eth1* cu adresa 193.226.40.129 către subreţeaua locală.

Din reţeaua locală dorim să se poată deschide orice fel de conexiuni TCP către exterior; din exterior dorim să nu se poată deschide alte conexiuni decât către serverul *http* şi *https* de pe 193.226.40.130 şi către serverele *ssh* de pe toate maşinile din reţeaua locală.

Din reţeaua locală dorim să putem accesa servicii DNS şi NTP. Acestea le furnizăm astfel:

- pe ruter instalăm un server DNS şi un server NTP, accesibile din reţeaua locală; acestea furnizează serviciile respective pentru reţeaua locală
- permitem cererile emise de serverele DNS şi NTP de pe ruter, precum şi răspunsurile corespunzătoare. Cererile NTP provin de pe portul UDP 123 al ruterului şi sunt adresate portului UDP 123 al unui nod din exterior, iar cererile DNS sunt emise de pe un port UDP mai mare sau egal cu 1024 şi sunt adresate portului DNS 53 de pe un nod extern.

Pentru diagnosticarea funcţionării reţelei vom mai permite trecerea pachetelor ICMP *ping*, *pong*, *destination unreachable* şi *time exceeded*.

Traficul în interiorul reţelei locale îl permitem fără restricţii.

Blocăm toate încercările de *spoofing* detectabile.

```
# blocare spoofing detectabil si alte pachete dubioase
iptables -A FORWARD -i eth0 -s 193.226.40.128/28 -j DROP
iptables -A FORWARD -i eth0 -s 193.0.225.20 -j DROP
iptables -A FORWARD -i eth0 -s 127.0.0.0/8 -j DROP
```

```
iptables -A FORWARD -i eth0 -s 0.0.0.0/8 -j DROP
iptables -A FORWARD -i eth0 -s 224.0.0.0/3 -j DROP
iptables -A FORWARD -i eth0 -s 10.0.0.0/8 -j DROP
iptables -A FORWARD -i eth0 -s 172.30.16.0/12 -j DROP
iptables -A FORWARD -i eth0 -s 192.168.0.0/16 -j DROP
iptables -A FORWARD -i eth1 -s ! 193.226.40.128/28 -j DROP
iptables -A FORWARD -d 255.255.255.255 -j DROP
iptables -A FORWARD -i eth0 -d 193.226.40.159 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth0 -s 193.226.40.128/28 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth0 -s 193.0.225.20 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth0 -s 127.0.0.0/8 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth0 -s 0.0.0.0/8 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth0 -s 224.0.0.0/3 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth0 -s 10.0.0.0/8 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth0 -s 172.30.16.0/12 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth0 -s 192.168.0.0/16 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth1 -s ! 193.226.40.128/28 -j DROP
iptables -A INPUT -d 255.255.255.255 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth0 -d 193.226.40.159 -j DROP
# celelalte restrictii
iptables -A INPUT -i eth1 -j ACCEPT
iptables -A FORWARD -i eth1 -j ACCEPT
iptables -A INPUT -m state --state ESTABLISHED -j ACCEPT
iptables -A FORWARD -m state --state ESTABLISHED -j ACCEPT
iptables -A INPUT -i eth0 -p udp --dport 1-1023 -j DROP
iptables -A INPUT -i eth0 -p udp --sport 53 -j ACCEPT
iptables -A INPUT -i eth0 -p udp --sport 123 --dport 123 -j ACCEPT
iptables -A FORWARD -d 193.226.40.130 -p tcp --dport 80 -j ACCEPT
iptables -A FORWARD -d 193.226.40.130 -p tcp --dport 443 -j ACCEPT
iptables -A FORWARD -d 193.226.40.128/28 -p tcp --dport 22 -j ACCEPT
iptables -A INPUT -p tcp --dport 22 -j ACCEPT
iptables -A INPUT -p icmp --icmp-type echo-request -j ACCEPT
iptables -A INPUT -p icmp --icmp-type echo-reply -j ACCEPT
iptables -A INPUT -p icmp --icmp-type destination-unreachable \
    -j ACCEPT
iptables -A INPUT -p icmp --icmp-type time-exceeded -j ACCEPT
iptables -A FORWARD -p icmp --icmp-type echo-request -j ACCEPT
iptables -A FORWARD -p icmp --icmp-type echo-reply -j ACCEPT
iptables -A FORWARD -p icmp --icmp-type destination-unreachable \
    -j ACCEPT
iptables -A FORWARD -p icmp --icmp-type time-exceeded -j ACCEPT
iptables -A INPUT -j DROP
iptables -A FORWARD -j DROP
```

10.7.2. Reţele private

O *reţea privată* este o reţea, conectată sau nu la Internet, a cărei calculatoare nu pot comunica direct cu calculatoarele din Internet.

O utilizare tipică este cea prezentată în figura 10.7. O instituţie A are o reţea proprie de calculatoare. Din această reţea proprie, o parte dintre calculatoare — să le numim *publice* — trebuie să comunice nerestricţionat cu alte calculatoare din Internet, în vreme ce restul calculatoarelor — le vom numi *private* — este acceptabil să poată comunica doar cu alte calculatoare din reţeaua internă.

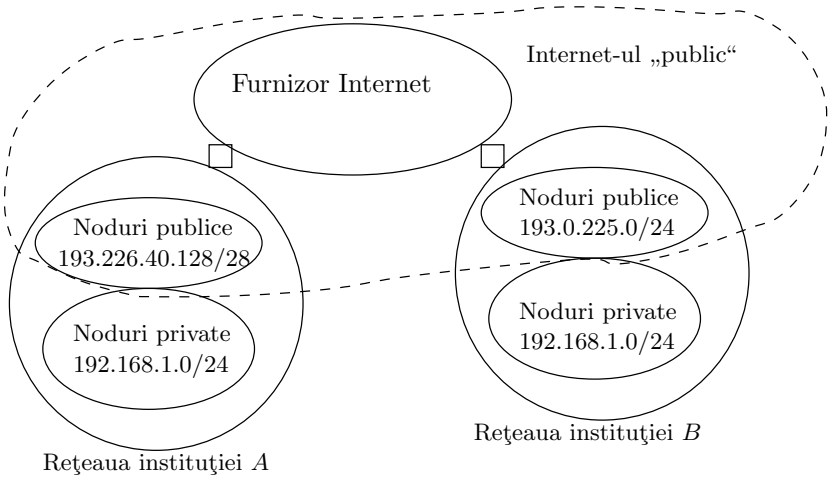


Figura 10.7: Două reţele locale având fiecare aceleaşi adrese private pentru o parte din calculatoare.

Calculatoarele private nu este necesar să aibă adrese unice în Internet. Adresele calculatoarelor private pot fi refolosite de către calculatoare private din alte astfel de reţele interne, de exemplu de cele ale instituţiei B din figură. De fapt, în general, o adresă trebuie să fie unică doar în mulţimea nodurilor cu care un anumit nod ar putea dori să comunice.

În situaţia descrisă, este necesar ca adresele din Internet-ul „public“ să fie unice, adresele din reţeaua locală să fie unice şi să nu existe suprapuneri între adresele din Internet şi adresele din reţeaua locală. Cerinţa din urmă este determinată de cerinţa ca nodurile cu adrese publice din reţeaua proprie să poată comunica şi cu nodurile private şi cu nodurile din Internet.

Un pachet a cărui adresă destinaţie este o adresă privată este dirijat de către rutere astfel:

- dacă ruterul face parte dintr-o reţea locală în care există acea adresă,

pachetul este dirijat către unicul nod din reţeaua locală purtând adresa respectivă;

- altfel, ruter-ul declară pachetul nelivrabil.

Aşa cum am văzut în § 10.2.4.1, următoarele blocuri de adrese IP sunt alocate pentru astfel de utilizări în reţele private: 10.0.0.0/8, 172.16.0.0/12 şi 192.168.0.0/16.

De cele mai multe ori, calculatoarelor private li se oferă posibilităţi limitate de-a comunica cu calculatoare din Internet, prin intermediul unor mecanisme descrise în paragrafele următoare.

10.7.3. Translaţia adreselor (NAT)

Translaţia adreselor este un mecanism prin care un ruter modifică adresa sursă sau adresa destinaţie a unor pachete.

10.7.3.1. Translaţia adresei sursă

Presupunem că avem o reţea privată şi dorim ca de pe calculatoarele cu adrese private să se poată deschide conexiuni către calculatoare din Internet — spre exemplu, pentru a putea accesa pagini web. Fără vreun mecanism special, acest lucru nu este posibil, din următorul motiv: Un calculator C cu adresă privată care doreşte să deschidă o conexiune către un calculator S din Internet trimite un pachet IP având ca adresă sursă adresa proprie (privată) C, ca adresă destinaţie adresa serverului S (adresă care este publică) şi conţinând o cerere de deschidere de conexiune TCP. Pachetul ajunge la destinaţie, iar serverul S vom presupune că acceptă conexiunea. Serverul S trimite înapoi un pachet IP având ca adresă sursă adresa proprie S şi ca adresă destinaţie adresa, privată, a clientului C. Deoarece adresa clientului nu este unică la nivelul Internet-ului (ci doar la nivelul propriei reţele interne), pachetul de răspuns nu poate fi livrat.

Translaţia adresei sursă rezolvă problema de mai sus în modul următor: În primul rând, trebuie să existe un nod (ruter) G în reţeaua internă, având adresă publică şi prin care să tranziteze toate pachetele de la C către S (vezi fig. 10.8). Un pachet provenind de la C către S este modificat de către G, acesta punând adresa proprie G în locul adresei lui C. Serverul S primeşte pachetul ca provenind de la G şi ca urmare răspunde cu un pachet (de acceptarea conexiunii) destinat lui G. Deoarece adresa lui G este publică, pachetul de răspuns ajunge la G. În acel moment, G trebuie să determine faptul că pachetul este răspuns la o cerere adresată de C. Ca urmare,G modifică adresa destinaţie a pachetului, punând adresa lui C în locul propriei adrese,

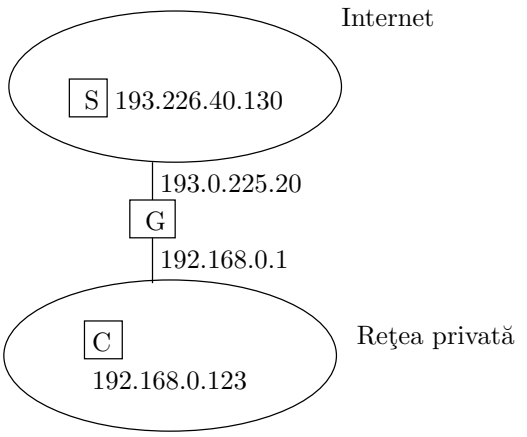


Figura 10.8: Reţea privată pentru exemplificarea mecanismului de translaţie a adresei sursă

după care trimite mai departe pachetul către C — acest lucru este acum posibil deoarece G este în reţeaua internă, şi ca urmare adresa lui C indică singurul nod din reţeaua proprie având acea adresă.

Pentru ca mecanismul de mai sus să fie realizabil, este necesar ca ruterul G să poată determina cărui nod privat îi este destinat în mod real fiecare pachet având ca adresă destinaţie adresa G. De regulă, acest lucru necesită identificarea fiecărui pachet venit din Internet ca răspuns la un pachet dinspre un nod privat spre Internet.

Acest lucru este cel mai simplu de făcut pentru conexiunile TCP. Pentru o conexiune TCP, ruterul G urmăreşte pachetele de deschidere a conexiunii. La primirea unui pachet de deschiderea conexiunii dinspre un nod privat C, de pe un port p_c, către un server S, ruterul G alocă un port TCP local p_g (de preferinţă $p_g = p_c$, însă dacă p_c nu este liber se poate aloca un p_g diferit). Pachetul de deschidere a conexiunii este modificat de G astfel încât adresa sursă să fie G şi portul sursă să fie p_g. G păstrează asocierea (C, p_c, p_g). La sosirea unui pachet cu adresa destinaţie G şi portul destinaţie p_g, ruterul G pune adresa destinaţie C şi portul destinaţie p_c; la primirea unui pachet cu adresa sursă C şi portul sursă p_c ruterul G pune adresa sursă G şi portul sursă p_g. Asocierea (C, p_c, p_g) este păstrată până la închiderea conexiunii, determinată prin schimbul corespunzător de pachete.

Exemplul 10.16: Pentru reţeaua ilustrată în figura 10.8, presupunem că clientul C având adresa (privată) 192.168.0.123 deschide o conexiune TCP de pe portul efemer 3456 către serverul S, având adresa 193.226.40.130, pe

Sens	Între C şi G		Între G şi S	
	sursă	destinaţie	sursă	destinaţie
$C \to S$	192.168.0.123 port 3456 (p_c)	193.226.40.130 port 80	193.0.225.20 port 7890 (p_g)	193.226.40.130 port 80
$C \leftarrow S$	193.226.40.130 port 80	192.168.0.123 port 3456 (p_c)	193.226.40.130 port 80	193.0.225.20 port 7890 (p_g)

Tabelul 10.8: Adresele sursă şi destinaţie ale pachetelor schimbate între clientul C şi serverul S în exemplul 10.16

portul 80 (pentru a aduce o pagină web). Ruterul G având adresa publică 193.0.225.20 efectuează translaţia adresei sursă. Adresele pachetelor transmise între C şi S sunt date în tabelul 10.8.

Pentru alte protocoale, asocierea este mai dificil de făcut. Pentru UDP, există noţiunea de port şi ca urmare identificarea pachetelor primite de G pe baza portului destinaţie p_g este posibilă. Este însă dificil de determinat durata valabilităţii asocierii (C, p_c, p_g), întrucât nu există pachete de „închiderea conexiunii UDP“. Se poate însă utiliza un timp de expirare, de ordinul câtorva minute, de exemplu, în care dacă nu trec pachete asocierea este desfăcută. Pentru ICMP *ping* şi *pong* există un număr de identificare care poate fi folosit cu acelaşi rol ca şi un număr de port. Translaţia adreselor pentru astfel de pachete funcţionează întocmai ca şi în cazul UDP.

Mecanismul de translaţie a adresei sursă, descris mai sus, permite deschiderea unei conexiuni de la un nod cu adresă privată către un nod public din Internet. Nodul privat „are impresia“ că comunică direct cu serverul din Internet. Serverul din Internet „are impresia“ că comunică cu ruterul G pe portul alocat de acesta.

Faţă de utilizarea adreselor publice, utilizarea adreselor private şi a translaţiei adresei sursă are două limitări majore:

- nu permite deschiderea conexiunilor în sens invers, dinspre Internet către un nod privat;
- dacă pe conexiune sunt trimise, sub forma de date utile pentru protocolul TCP, informaţii privind adresa IP şi portul de pe client, vor fi constatate incoerenţe între IP-ul şi portul clientului văzute de către server (acestea fiind G şi respectiv p_g) şi IP-ul şi portul clientului văzute de client (acestea fiind C şi respectiv p_c).

Cea de-a doua limitare poate fi eliminată dacă G cunoaşte protocolul de nivel aplicaţie dintre C şi S şi modifică datele despre conexiune schimbate

între C şi S. Prima limitare poate fi eliminată în măsura în care este vorba de conexiuni iniţiate în urma unor negocieri pe o conexiune anterioară (de exemplu, conexiunile de date din protocolul FTP); pentru aceasta, G trebuie, din nou, să urmărească comunicaţia dintre C şi S şi să modifice datele privitoare la adresa şi portul pe care clientul aşteaptă conexiune dinspre server.

10.7.3.2. Translaţia adresei destinaţie

Presupunem că avem o reţea privată, un server S cu adresă privată, un ruter G situat în reţeaua proprie dar având adresă publică şi un client C din Internet. Clientul C doreşte să deschidă o conexiune către serverul S. Desigur, comunicarea „normală“ nu este posibilă deoarece în contextul lui C adresa privată a lui S nu este unică.

Este posibil însă ca adresa publicată (în DNS-ul public) pentru serverul S să fie adresa lui G. În acest caz, C deschide conexiunea către G. Printr-un mecanism similar cu cel din paragraful precedent, G modifică de data aceasta adresa destinaţie, punând, în locul propriei adrese, adresa privată a lui S. Pachetul de răspuns de la S este de asemenea modificat de către G, care pune ca adresă sursă adresa proprie G în loc de S. Astfel, S „are impresia“ că comunică direct cu C, iar C „are impresia“ că comunică cu G.

Translaţia adresei destinaţie poate fi utilă în următoarele situaţii:

- dacă avem o singură adresă publică şi dorim să avem mai multe servere accesibile din exterior, servere ce nu pot funcţiona pe aceeaşi maşină. Putem furniza astfel un server *HTTP* şi un server *SMTP* care apar din Internet ca fiind la aceeaşi adresă IP dar sunt găzduite în realitate pe calculatoare distincte. Necesitatea utilizărea calculatoarelor distincte pentru aceste servicii poate rezulta din motive de securitate sau din motive legate de performanţele calculatoarelor utilizate.
- dacă dorim totuşi acces din afară către calculatoarele din reţeaua internă. De exemplu, pe fiecare calculator rulează un server *SSH*. Fiecărui calculator îi vom asocia un port pe ruterul G. O conexiune din afară, prin protocolul *SSH*, către un anumit port de pe G va fi redirecţionată către serverul *SSH* de pe calculatorul privat corespunzător.
- pentru a distribui cererile către un server foarte solicitat. În acest caz, serverul va avea ca adresă publicată în DNS adresa lui G, însă vor exista de fapt mai multe servere pe calculatoare S_1, S_2, ..., S_n în reţeaua internă. Conexiunile deschise din Internet către G vor fi redirecţionate echilibrat către serverele S_1, S_2, ... S_n. Mai exact, la deschiderea unei conexiuni către G, G alege un server S_k către care redirecţionează acea conexiune. Orice pachet ulterior de pe acea conexiune va fi redirecţionat

către S_k. Conexiuni noi pot fi redirecţionte către alte servere.

10.7.4. Tunelarea

Prin *tunelare* se înţelege, în general, transmiterea unor date aparţinând unui anumit protocol ca date utile în cadrul unui protocol de acelaşi nivel sau de nivel superior.

Ne vom ocupa în cele ce urmează de tunelarea pachetelor IP, adică de transmiterea pachetelor IP prin protocoale de nivel reţea sau de nivel aplicaţie.

O situaţie în care este necesară tunelarea este aceea în care există două reţele private şi se doreşte ca nodurile din cele două reţele să poată comunica nerestricţionat între ele. De exemplu, avem o instituţie care are două sedii şi are o reţea privată in fiecare sediu. Există mai multe soluţii pentru a realiza legătura:

- *Translaţia adreselor* realizează o legătură supusă unor restricţii, studiate în § 10.7.3.
- *Unificarea fizică* a celor două reţele private, ducând o legătură fizică între ele (fig. 10.9), oferă conectivitate completă, însă ducerea unui cablu specual pentru aceasta poate fi extrem de costisitor.

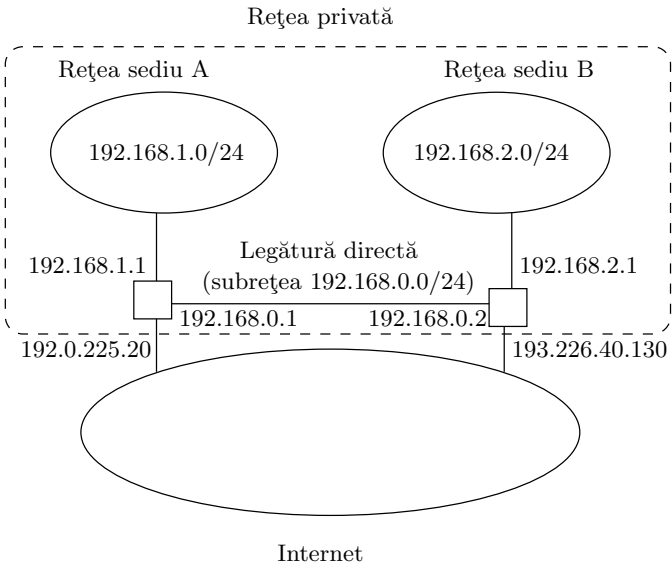


Figura 10.9: Unificarea reţelelor private printr-o legătură fizică directă.

- *Tunelarea* oferă conectivitate completa ca şi legătura fizică folosind legăturile la Internet existente. Construcţia constă în realizarea unei conexiuni (de exemplu TCP) între două rutere cu adrese publice din cele două reţele interne (fig. 10.10). Conexiunea dintre rutere este un „cablu virtual“ ce preia rolul conexiunii fizice.

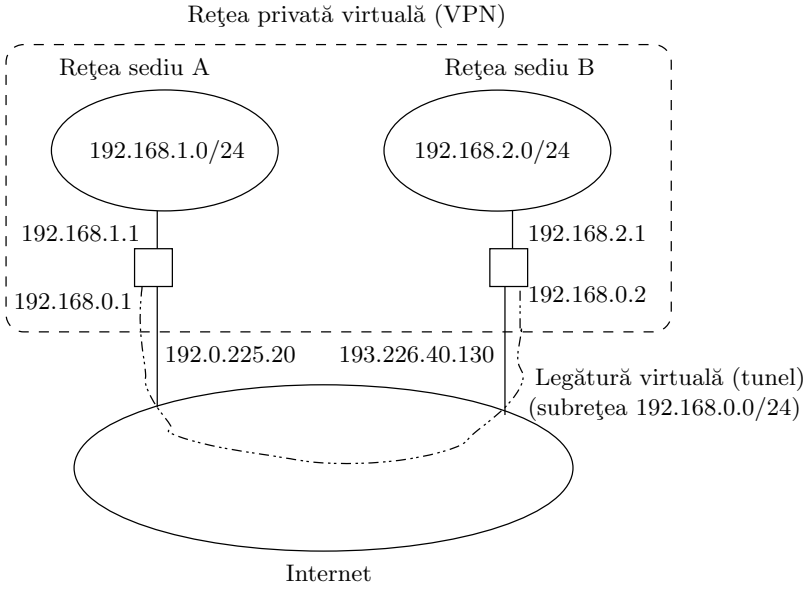


Figura 10.10: Unificarea reţelelor private printr-un tunel

Tunelul se prezintă faţă de nivelul reţea ca şi când ar fi o legătură fizică. Ca urmare, fiecare capăt al tunelului este o interfaţă de reţea, având o adresă IP şi o mască de reţea.

Pentru tunelarea propriu-zisă există mai multe protocoale. Unele dintre protocoale criptează pachetele tunelate; astfel de protocoale oferă securitatea unui cablu direct bine păzit.

Un tunel poate avea mai mult de două capete. Un tunel cu mai multe capete se comportă ca o subreţea cu mai multe interfeţe conectate la ea — de exemplu o reţea Ethernet.

Capitolul 11

Aplicaţii în reţele

11.1. Poşta electronică

Poşta electronică serveşte la transferul de mesaje electronice între utilizatori aflaţi pe sisteme diferite. Protocolul a fost creat iniţial pentru mesaje text şi a fost modificat ulterior pentru a permite transferul de fişiere cu conţinut arbitrar. Sistemul este conceput în ideea că este acceptabil ca transferul mesajului să dureze câteva ore, pentru a putea funcţiona pe sisteme ce nu dispun de o legătură permanentă în reţea.

Poşta electronică este una dintre primele aplicaţii ale reţelelor de calculatoare şi a fost dezvoltată în aceeaşi perioadă cu Internet-ul. Ca urmare, protocolul cuprinde prevederi create în ideea transferului prin alte mijloace decât o legătură prin protocol Internet.

Arhitectura sistemului cuprinde următoarele elemente (vezi fig. 11.1):

- Un proces de tip *mail user agent* (*MUA*), controlat de utilizatorul ce doreşte expedierea mesajului. Acesta interacţionează cu utilizatorul pentru a-l asista în compunerea mesajului şi stabilirea adresei destinatarului. La final, *mail user agent*-ul trimite mesajul unui proces de tip *mail transfer agent* (*MTA*). Transferul este iniţiat de *MUA*-ul utilizatorului expeditor şi utilizează protocolul SMTP (§ 11.1.2.1).
- O serie de procese de tip *mail transfer agent* care trimit fiecare următorului mesajul. Transferul este iniţiat de *MTA*-ul emiţător şi utilizează tot protocolul SMTP.
- De fiecare adresă destinaţie este răspunzător un *mail transfer agent* care memorează mesajele destinate acelei adrese. Odată mesajul ajuns la

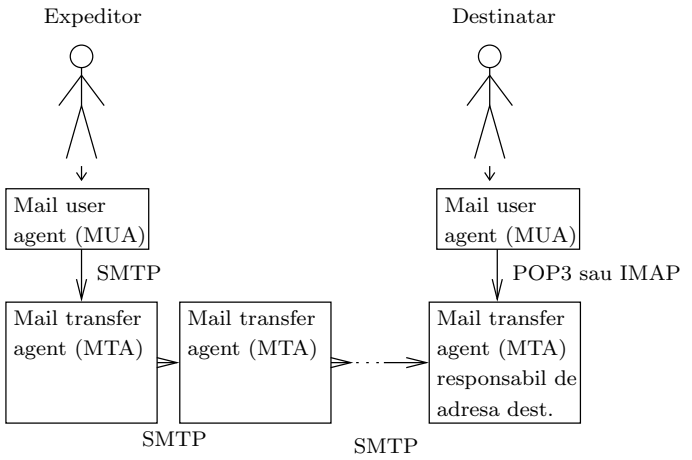


Figura 11.1: Elementele sistemului de transmitere a poştei electronice. Săgeţile arată sensul în care se iniţiază comunicaţia (de la client spre server), nu sensul în care se transferă mesajul de poştă electronică.

mail transfer agent-ul răspunzător de adresa destinaţie, el este memorat local (afară de cazul în care are loc aici o rescriere de adresă, vezi § 11.1.2.3).

- Utilizatorul destinaţie citeşte mesajul cu ajutorul unui proces de tip *mail user agent*. Acesta contactează *mail transfer agent*-ul responsabil de adresa utilizatorului destinaţie şi recuperează mesajul de la el. Transferul este iniţiat de *MUA* (adică de receptor). Există două protocoale utilizate pentru transfer: POP3 şi IMAP.

11.1.1. Formatul mesajelor

Formatul mesajelor este definit în [RFC 2822, 2001] (care înlocuieşte „clasicul“ [RFC 822, 1982]). Fiecare mesaj începe cu un antet cuprinzând adresa expeditorului, adresa destinatarului, data şi alte câteva informaţii. După antet urmează corpul mesajului, care conţine mesajul propriu-zis.

Întreg mesajul este de tip text ASCII. Rândurile sunt delimitate prin secvenţe formate din caracterul *carriage return* (cod 13) urmat de *line feed* (cod 10). Rândurile nu au voie să aibă lungime mai mare de 998 caractere şi se recomandă să nu aibă mai mult de 78 de caractere. Caracterele de control (cu codul între 0 şi 31 sau egal cu 127) nu sunt permise, cu excepţia secvenţelor *carriage return – line feed* care separă rândurile. În particular, caractere *carriage return* izolate sau caractere *line feed* izolate nu sunt permise.

Pentru a permite transmiterea mesajelor prin linii seriale incapabile să transmită caractere de 8 biţi (ci doar caractere de 7 biţi), este recomandabil ca mesajele să nu conţină caractere cu codul între 128 şi 255.

Datorită unor protocoale folosite pentru transmiterea şi pentru stocarea mesajelor, se impun următoarele restricţii suplimentare asupra conţinutului mesajelor:

- nici un rând să nu constea doar dintr-un caracter punct;
- un rând ce urmează după un rând vid să nu înceapă cu cuvântul `From`.

De menţionat că în protocolul de comunicaţie dintre două *mail transfer agent*-uri sunt transferate informaţii privind adresa expeditorului şi adresa destinatarului, independente de cele plasate în antetul mesajului. Aceste informaţii formează aşa-numitul *plic* (engl. *envelope*) al mesajului. Expeditorul şi destinatarul date în antetul mesajului sunt informaţii pentru utilizatorul uman; informaţiile de pe *plic* sunt cele utilizate efectiv în transmiterea mesajului.

11.1.1.1. Antetul mesajelor

Antetul mesajelor este constituit dintr-un număr de *câmpuri*, fiecare câmp având un *nume* şi o *valoare*. De principiu, fiecare câmp este un rând separat conţinând numele, caracterul *două puncte* (`:`) şi valoarea; secvenţa *carriage return* urmat de *line feed* acţionează ca separator între câmpuri. Antentul se termină cu două secvenţe *carriage return – line feed* consecutive.

Dacă un câmp este prea lung pentru a încape într-un rând (standardul recomandă ca rândurile să nu depăşească 78 de caractere şi interzice rândurile mai lungi de 998 caractere), câmpul poate fi continuat pe rândurile următoare, care trebuie să înceapă cu spaţiu sau *tab*; spaţiile şi *tab*-urile de la începutul rândurilor următoare se consideră ca făcând parte din câmp.

Exemplul 11.1: Un posibil document (vezi mai jos explicaţiile privind semnificaţiile diverselor câmpuri):

```
From: Radu Lupsa <rlupsa@cs.ubbcluj.ro>
To: Test User <test@example.com>
Date: Sat, 1 Sep 2007 10:12:20 +0300
Message-ID: my-emailer.20070901101220.53462@nessie.cs.ubbcluj.ro
Subject: Un mesaj dat ca
 exemplu

Salut,
Mesajul acesta este doar un exemplu.
```

Principalele câmpuri ce pot apare într-un mesaj sunt:

- `To`, `Cc` şi `Bcc` reprezintă adresele la care trebuie livrat mesajul.

  Adresele din câmpul `To` reprezintă persoanele cărora le este adresat mesajul.

  Adresele din câmpul `Cc` reprezintă persoane ce trebuie informate de trimiterea mesajului; de exemplu, în corespondenţa oficială între un angajat al unei firme şi un client al firmei, angajatul va pune adresa clientului în câmpul `To` (deoarece acestuia îi este destinat mesajul), iar în câmpul `Cc` va pune adresa şefului (care trebuie informat cu privire la comunicaţie).

  Adresele din câmpul `Bcc` reprezintă pesoane cărora le va fi livrat mesajul, fără ca ceilalţi destinatari să fie informaţi despre aceasta. Câmpul `Bcc` este completat de către *mail user agent* şi este eliminat de către primul *mail transfer agent* de pe traseu.

- `From`, `Sender` şi `Reply-to` reprezintă adresa expeditorului şi adresa la care trebuie răspuns.

  În condiţii obişnuite, un mesaj conţine doar câmpul `From`, reprezentând adresa expeditorului mesajului şi totodată adresa la care trebuie trimis un eventual răspuns.

  Câmpul `Sender` este utilizat atunci când o persoană trimite un mesaj în numele altei persoane sau în numele unei organizaţii pe care o reprezintă. Există două situaţii practice care conduc la această situaţie: Dacă mesajul provine de la şef, dar este scris şi trimis efectiv de secretara şefului, atunci adresa şefului este pusă în câmpul `From`, iar adresa secretarei în câmpul `Sender`. Dacă o persoană trimite un mesaj în numele unei organizaţii, atunci adresa organizaţiei va fi trecută în câmpul `From` şi adresa persoanei ce scrie mesajul va fi plasată în câmpul `Sender`.

  În fine, câmpul `Reply-to` reprezintă adresa la care trebuie trimis un eventual răspuns la mesaj, dacă această adresă este diferită de adresa din câmpul `From`. Dacă destinatarul răspunde la un mesaj primit, utilizând funcţionalitatea de *reply* a *mail user agent*-ului său, *MUA*-ul oferă implicit, ca adresă destinaţie a mesajului de răspuns, adresa preluată din câmpul `Reply-to` a mesajului original. În lipsa unui câmp `Reply-to`, *MUA*-ul oferă adresa din câmpul `From`. De asemenea, chiar în prezenţa unui câmp `Reply-to`, este bine ca *MUA*-ul să ofere posibilitatea de-a trimite răspunsul la adresa din câmpul `From`.

  Un exemplu de utilizare a câmpului `Reply-to` este următorul: un mesaj adresat unei liste de discuţii are ca `From` adresa autorului mesajului şi ca `To` adresa listei. Mesajul se transmite centrului de

distribuţie al listei (un *mail transfer agent*), care retransmite mesajul către abonaţii listei. Mesajul retransmis către abonaţi va avea adăugat un câmp `Reply-to` indicând adresa listei. Astfel, mesajul primit de abonat are `From` autorul mesajului, `To` adresa listei şi `Reply-to` tot adresa listei. Abonatul listei va răspunde foarte uşor pe adresa listei deoarece *mail user agent*-ul său va prelua adresa listei din `Reply-to` şi o va pune ca adresă destinaţie în mesajul de răspuns. Totuşi, e bine ca utilizatorul să nu folosească orbeşte această facilitate, întrucât uneori răspunsul este bine să ajungă doar la autorul mesajului original, nu la toată lista...

- `Received` şi `Return-path` au ca rol diagnosticarea sistemului de livrare a mesajelor. Fiecare *mail transfer agent* de pe traseul mesajului adaugă în faţa mesajului un câmp `Received` în care scrie numele maşinii sale, numele şi adresa IP a *mail transfer agent*-ului care i-a trimis mesajul, data şi ora curentă şi emiţătorul şi destinatarul mesajului conform cererii *mail transfer agent*-ului care îi transmite mesajul (cei indicaţi pe „plicul“ mesajului, nu cei din câmpurile `To` sau `From`). Astfel, un mesaj începe cu un şir de antete `Received` conţinând, în ordine inversă, nodurile prin care a trecut mesajul.

  Ultimul *mail transfer agent* adaugă un câmp `Return-path`, conţinând adresa sursă a mesajului conform *plicului* (datele furnizate de MTA-ul sursă).

  Câmpurile `Received` şi `Return-path` sunt utilizate pentru a returna un mesaj la autorul său în cazul în care apar probleme la livrarea mesajului. De notat diferenţa între `Reply-to`, care reprezintă destinatarul unui eventual răspuns dat de utilizator la mesaj, şi `Return-path`, care reprezintă destinatarul unui eventual mesaj de eroare.

- `Date` reprezintă data generării mesajului. Este în mod normal completat de *mail user agent*-ul expeditorului mesajului. Are un format standard, cuprinzând data şi ora locală a expeditorului precum şi indicativul fusului orar pe care se găseşte expeditorul. Formatul cuprinde: ziua din săptămână (prescurtare de trei litere din limba engleză), un caracter virgulă, ziua din lună, luna (prescurtarea de trei litere din limba engleză), anul, ora, un caracter *două puncte*, minutul, opţional încă un caracter *două puncte* urmat de secundă şi în final indicativul fusului orar. Indicativul fusului orar cuprinde diferenţa, în ore şi minute, între ora locală şi ora universală coordonată (*UTC*; vezi § 7.3.1 pentru detalii). Faptul că ora locală este oră de vară sau nu apare în indicativul de fus orar. România are în timpul iernii ora locală egală cu UTC+2h,

iar în timpul verii UTC+3h.

- `Subject` reprezintă o scurtă descriere (cât mai sugestivă) a mesajului, dată de autorul mesajului.
- `Message-ID`, `In-reply-to`, `Reference` servesc la identificarea mesajelor. Valoarea câmpului `Message-ID` este un şir de caractere care identifică unic mesajul. El este construit de către *mail user agent*-ul expeditorului pornind de la numele calculatorului, de la ora curentă şi de la nişte numere aleatoare, astfel încât să fie extrem de improbabil ca două mesaje să aibă acelaşi `Message-ID`.

  În cazul răspunsului la un mesaj prin funcţia *reply* a *mail user agent*-ului, mesajul de răspuns conţine un câmp `In-reply-to` având ca valoare `Message-ID`-ul mesajului la care se răspunde. Valoarea câmpului `Reference` se crează din câmpurile `Reference` şi `Message-ID` ale mesajului la care se răspunde. Câmpurile `Reference` şi `Message-ID` pot fi folosite de exemplu pentru afişarea, de către *mail user agent*-ul destinaţie, a succesiunilor de mesaje legate de o anumită problemă şi date fiecare ca replică la precedentul.
- `Resent-from`, `Resent-sender`, `Resent-to`, `Resent-cc`, `Resent-bcc`, `Resent-date` şi `Resent-msg-id` sunt utilizate dacă destinatarul unui mesaj doreşte să retrimită mesajul, fără modificări, către altcineva. O astfel de retrimitere se poate efectua printr-o comandă *bounce* sau *resend* a *MUA*-ului. În acest caz, câmpurile din antetul mesajului original (inclusiv `From`, `To` sau `Date`) sunt păstrate, reflectând expeditorul, destinatarii şi data trimiterii mesajului original. Pentru informaţiile privind retransmiterea (adresa utilizatorului ce efectuează retransmiterea, destinatarii mesajului retransmis, data retransmiterii, etc.), se utilizează câmpurile `Resent-`... enumerate mai sus. Semnificaţia fiecăruia dintre aceste câmpuri `Resent-`... este identică cu semnificaţia câmpului fără `Resent-` corespunzător, dar se referă la retransmitere, nu la mesajul original.

11.1.1.2. Extensii MIME

Standardul original pentru mesaje de poştă electronică (rfc 822) a suferit o serie de extensii. Acestea sunt cunoscute sub numele *Multipurpose Internet Mail Extension* (*MIME*) şi sunt descrise în [RFC 2045, 1996], [RFC 2046, 1996] şi [RFC 2047, 1996].

Extensiile MIME servesc în principal pentru a putea transmite fişiere ataşate unui mesaj de poştă electronică.

Un mesaj conform standardului *MIME* trebuie să aibă un câmp în antet cu numele `Mime-version`. Valoarea câmpului este versiunea standardului *MIME* în conformitate cu care a fost creat mesajul.

11.1.1.3. Ataşarea fişierelor şi mesaje din mai multe părţi

Standardul *MIME* oferă posibilitatea ataşării unor fişiere la un mesaj de poştă electronică. Mecanismul se încadrează într-unul mai general, care permite formarea unui mesaj din mai multe părţi. Un mesaj cu ataşamente este dat în exemplul 11.2.

Fiecare mesaj are în antet un câmp, `Content-type`, care arată ce tip de date conţine şi în ce format sunt ele reprezentate. Exemple de tipuri sunt: `text/plain` (text normal), `text/html` (document HTML), `image/jpeg` (imagine în format *JPEG*), etc.

De regulă, partea din faţa caracterului *slash* (`/`) arată tipul de document, iar partea a doua arată formatul (codificarea) utilizată. Astfel, o imagine va avea `Content-type` de forma `image/`*format*; de exemplu, `image/gif`, `image/jpeg`, etc.

Mesajele ce conţin doar text obişnuit trebuie să aibă `Content-type: text/plain`. Acesta este dealtfel tipul implicit în cazul absenţei câmpului `Content-type`.

Mesajele cu ataşamente au `Content-type: multipart/mixed`. În general, un mesaj de tip `multipart/`*subtip* este format de fapt din mai multe „fişiere“ (oarecum ca un fişier arhivă *zip*). Într-un mesaj `multipart/mixed`, de obicei una dintre părţi este mesajul propriu-zis, iar fiecare dintre celelalte părţi este câte un fişier ataşat.

Fiecare parte a unui mesaj `multipart` are un antet şi un corp, similar cu un mesaj de sine stătător. Antetul părţii poate conţine doar câmpuri specifice *MIME*. Astfel, fiecare parte are propriul tip, care poate fi în particular chiar un `multipart`.

Cele mai importante subtipuri ale tipului `multipart` sunt:

- `multipart/mixed` înseamnă pur şi simplu mai multe componente puse împreună, ca un fişier arhivă.
- `multipart/alternative` arată că părţile sunt variante echivalente ale aceluiaşi document, în formate diferite.

Separarea părţilor unui mesaj de tip `multipart` se face printr-un rând ce conţine un anumit text, ce nu apare în nici una dintre părţile mesajului. Textul utilizat ca separator este plasat în câmpul `Content-type` după `multipart/`*subtip*. Este scris sub forma (utilizabilă şi în alte câmpuri şi pen-

tru alte informaţii) unui şir `boundary=`*şir* situat după şirul `multipart/`*subtip* şi separat prin punct şi virgulă faţă de aceasta. Exemplu:

```
Content-type: multipart/mixed; boundary="abcdxxxx"
```

Corpul mesajului `multipart` este separat după cum urmează:

- în faţa primei părţi precum şi între fiecare două părţi consecutive se găseşte un rând format doar din textul de după `boundary=` precedat de două caractere minus (`--`);
- după ultima parte se găseşte un rând format doar din textul de după `boundary=`.

Fiecare parte a unui mesaj de tip `multipart/mixed` are un câmp `Content-disposition` [RFC 2183, 1997]. Valoarea acestui câmp arată ce trebuie să facă *mail user agent*-ul destinaţie cu partea de mesaj în care se găseşte acest antet. Valori posibile sunt:

- `inline` arată că mesajul sau partea de mesaj trebuie să fie afişată utilizatorului;
- `attachment` arată că mesajul sau partea de mesaj nu trebuie afişată decât la cerere. Un astfel de câmp poate avea în continuare o informaţie suplimentară, `filename=`*nume*, arată numele sugerat pentru salvarea părţii respective. De notat că, din motive de securitate, *mail user agent*-ul destinaţie trebuie să nu salveze orbeşte partea de mesaj sub numele extras din mesaj, ci să ceară mai întâi permisiunea utilizatorului. În caz contrar, un adversar poate să trimită un fişier având ataşat un anumit fişier, cu care să suprascrie un fişier al destinatarului.

11.1.1.4. Codificarea corpului mesajului şi a ataşamentelor

Standardul original al formatului mesajelor prevede că mesajele conţin doar text ASCII, cu utilizare restricţionată a caracterelor de control. Singurele caractere de control (cele cu codurile între 0 şi 31) admise sunt *carriage return* (cod 13) şi *line feed* (cod 10), utilizate pentru separarea rândurilor din mesaj. De asemenea, se recomandă să nu se utilizeze caracterele cu coduri între 128 şi 255, datorită imposibilităţii transmisiei lor în unele sisteme.

Ca urmare, transmiterea unui fişier arbitrar (inclusiv a unui text ISO-8859) nu este posibilă direct.

Transmiterea unui conţinut arbitrar se face printr-o recodificare a acestuia utilizând doar caracterele permise în corpul mesajului. Ca urmare,

mesajele apar, faţă de *mail transfer agent*-uri, identice cu cele conforme formatului original. Un *mail user agent* vechi, conform standardului original, nu va fi capabil să transmită un mesaj cu extensii MIME, iar în cazul primirii unui astfel de mesaj îl va afişa într-un mod mai puţin inteligibil pentru utilizator.

Recodificarea este aplicată doar asupra corpului mesajului, nu şi asupra antetului. Antetul conţine un câmp, `Content-transfer-encoding`, a cărui valoare arată dacă şi ce recodificare s-a aplicat asupra conţinutului. Codificările definite de [RFC 2045, 1996] sunt:

- `7bit` — înseamnă de fapt lipsa oricărei recodificări. În plus, arată că mesajul nu conţine decât caractere ASCII (cu codurile cuprinse între 0 şi 127).
- `8bit` — arată că mesajul nu a fost recodificat, dar poate conţine orice caractere (cu coduri între 0 şi 255).
- `quoted-printables` — arată că fiecare caracter de control şi fiecare caracter egal (`=`) a fost recodificat ca o secvenţă de trei caractere, formată dintr-un caracter egal (`=`) urmat de două cifre hexa; acestea din urmă reprezintă codul caracterului original. De exemplu, caracterul egal se recodifică `=3D`, iar caracterul *escape* (cod 27) se recodifică `=1B`. Restul caracterelor pot fi scrise direct sau pot fi recodificate ca şi caracterele speciale; de exemplu litera *a* poate fi scrisă `a` sau `=61`.
- `base64` — corpul mesajului a fost recodificat în baza 64 (vezi § 7.4.2).

În lipsa vreunui antet `Content-transfer-encoding`, se presupune codificarea `7bit`.

Pentru un mesaj (sau o parte de mesaj) de tip `multipart`, mesajul (respectiv partea) nu este permis să fie codificat decât `7bit` sau `8bit`, însă fiecare parte a unui `multipart` poate fi codificată independent de restul. În mod curent, un mesaj cu ataşamente are corpul mesajului codificat `7bit`, partea corespunzătoare mesajului propriu-zis este codificată `7bit` sau `quoted-printables`, iar părţile corespunzătoare ataşamentelor sunt codificate `base64`.

Exemplul 11.2: Un mesaj cu fişiere ataşate este dat în continuare:

```
From: Radu Lupsa <rlupsa@cs.ubbcluj.ro>
To: Test User <test@cs.ubbcluj.ro>
Date: Sat, 1 Sep 2007 10:12:20 +0300
Message-ID: my-emailer.20070901101220.53462@nessie.cs.ubbcluj.ro
Subject: Un mesaj cu fisiere atasate
MIME-Version: 1.0
Content-transfer-encoding: 7bit
Content-type: multipart/mixed; boundary="qwertyuiop"
```

```
--qwertyuiop
Content-type: text/plain
Content-transfer-encoding: 7bit
Content-disposition: inline

Acesta este mesajul propriu-zis.
--qwertyuiop
Content-type: application/octet-stream
Content-disposition: attachment; filename="test.dat"
Content-transfer-encoding: base64

eAAXLRQ=
--qwertyuiop
Content-type: text/plain; charset=utf-8
Content-disposition: attachment; filename="test.txt"
Content-transfer-encoding: quoted-printables

=C8=98i =C3=AEnc=C4=83 un text.
qwertyuiop
```

11.1.2. Transmiterea mesajelor

Aşa cum am văzut, mesajele sunt transmise din aproape în aproape, fiecare mesaj parcurgând un lanţ de *MTA*-uri. Fiecare *MTA*, cu excepţia ultimului, determină următorul *MTA* şi-i pasează mesajul.

11.1.2.1. Protocolul SMTP

Protocolul utilizat pentru transmiterea mesajelor de la un *MTA* la următorul este protocolul *Simple Mail Transfer Protocol — SMTP*. Este un protocol de tip text, construit de obicei peste o conexiune TCP.

Rolul de client SMTP îl are *MTA*-ul ce are mesajul de trimis mai departe; rolul de server aparţine *MTA*-ului ce primeşte mesajul. Clientul deschide o conexiune TCP către portul 25 al serverului.

După deschiderea conexiunii, serverul trimite un mesaj conţinând un cod de răspuns urmat de numele serverului. În continuare, clientul trimite câte o cerere, la care serverul răspunde cu un cod ce arată dacă cererea a fost executată cu succes sau nu, urmat de un text explicativ. Cererile sunt formate de regulă dintr-un cuvânt-cheie urmat de eventuali parametri şi se încheie printr-o secvenţă *carriage return – line feed*. Răspunsurile sunt formate dintr-un număr, transmis ca secvenţă de cifre, urmat de un text explicativ. Numărul

arată, într-o formă uşor de procesat de către calculator, dacă cererea s-a executat cu succes sau nu şi cauza erorii. Textul cuprinde informaţii suplimentare pentru diagnosticarea manuală a transmiterii mesajelor.

Clientul trebuie să înceapă printr-o cerere `HELO` care are ca parametru numele maşinii clientului. Prin aceasta clientul se identifică faţă de server. De notat că nu există posibilitatea autentificării clientului de către server; serverul este nevoit să „ia de bun“ numele transmis de client.

După identificarea prin cererea `HELO`, clientul poate transmite serverului mai multe mesaje de poştă electronică.

Transmiterea fiecărui mesaj va începe printr-o cerere `MAIL FROM:`, având ca parametru adresa expeditorului mesajului. După acceptarea de către server a comenzii `MAIL FROM:`, clientul va trimite una sau mai multe cereri `RCPT TO:`; fiecare cerere are ca parametru o adresă destinaţie. Fiecare cerere `RCPT TO:` poate fi acceptată sau refuzată de către server independent de celelalte. Serverul va transmite mesajul fiecăreia dintre adresele destinaţie acceptate. În final, clientul trimite o cerere `DATA` fără parametrii. Serverul răspunde, în mod normal cu un cod de succes. În caz de succes, clientul trimite corpul mesajului, încheiat cu un rând pe care se găseşte doar caracterul punct. După primirea corpului mesajului, serverul trimite încă un răspuns.

Mesajele primite de MTA sunt plasate într-o coadă de aşteptare, stocată de obicei în fişiere pe disc. MTA-ul receptor încearcă imediat să trimită mai departe fiecare mesaj primit. Dacă trimiterea mai departe nu este posibilă imediat, mesajul este păstrat în coadă şi MTA-ul reîncearcă periodic să-l trimită. După un număr de încercări eşuate sau în cazul unei erori netemporare (de exemplu, dacă nu există adresa destinaţie), MTA-ul abandonează şi încearcă trimiterea unui mesaj (e-mail) de eroare înapoi către expeditor.

Dacă adresa destinaţie este locală, MTA-ul plasează mesajul în fişierul corespunzător cutiei poştale a destinatarului.

De notat că în trimiterea mai departe, livrarea locală sau trimiterea unui mesaj de eroare, MTA-ul utilizează doar informaţiile de pe *plic*, adică parametrii comenzilor `MAIL FROM:` şi `RCPT TO:`, şi nu valorile câmpurilor `From` sau `To` din antetul mesajului.

Exemplul 11.3: Fie mesajul din exemplul 11.1. Transmiterea lui de la MTA-ul de pe `cs.ubbcluj.ro` către `example.com` decurge astfel (rândurile transmise de la `cs.ubbcluj.ro` la `example.com` sunt precedate de o săgeată la dreapta, iar rândurile transmise în sens invers de o săgeată la stânga):

```
← 220 example.com
→ HELO nessie.cs.ubbcluj.ro
```

```
← 250 example.com
→ MAIL FROM: <rlupsa@cs.ubbcluj.ro>
← 250 Ok
→ RCPT TO: <test@example.com>
← 250 Ok
→ DATA
← 354 End data with <CR><LF>.<CR><LF>
→ From: Radu Lupsa <rlupsa@cs.ubbcluj.ro>
→ To: Test User <test@example.com>
→ Date: Sat, 1 Sep 2007 10:12:20 +0300
→ Message-ID: my-emailer.20070901101220.53462@nessie.cs.ubbcluj.ro
→ Subject: Un mesaj dat ca
→  exemplu
→ Salut,
→ Mesajul acesta este doar un exemplu.
→ .
← 250 Ok: queued
→ QUIT
← 221 Bye
```

Exemplul 11.4: Următorul mesaj ilustrează utilizarea câmpurilor în cazul unui mesaj transmis unei liste de utilizatori. Mesajul este reprodus aşa cum ajunge la un abonat al listei, având adresa `test@example.com`. Mesajul ilustrează, de asemenea, utilizarea câmpului `Sender` de către cineva care transmite un mesaj în numele altcuiva şi a câmpului `Cc`.

```
Return-path: errors-26345@comunitati-online.example
Received: from server27.comunitati-online.example
  by example.com for test@example.com; 31 Aug 2007 22:09:23 -0700
Reply-to: Forumul OZN <ozn@comunitati-online.example>
Received: from roswell.greenmen.example
 by server27.comunitati-online.example
 for ozn@comunitati-online.example; 1 Sep 2007 05:09:21 +0000
Received: from localhost by roswell.greenmen.example
 for ozn@comunitati-online.example; 1 Sep 2007 08:09:20 +0300
From: Organizatia omuletilor verzi <office@greenmen.example>
Sender: Ion Ionescu <ion@greenmen.example>
To: Forumul OZN <ozn@comunitati-online.example>
Cc: Organizatia omuletilor verzi <office@greenmen.example>
Date: Sat, 1 Sep 2007 10:12:20 +0300
Message-ID: my-emailer.20070901101220.534@roswell.greenmen.example
In-reply-to: my-emailer.20070830222222.321@ufo.example
```

```
Subject: Re: Incident

Organizatiei omuletilor verzi anunta ca nu a avut
nici un amestec in incidentul de la balul anual E.T.

        Ion Ionescu,
        Presedintele Organizatiei omuletilor verzi
```

11.1.2.2. Determinarea următorului MTA

Un MTA care are un mesaj de transmis către o anumită adresă determină următorul MTA căruia trebuie să-i transmită mesajul astfel:

1. MTA-ul caută mai întâi, printre informaţiile sale de configurare (vezi § 11.1.2.3), dacă are vreo regulă privind adresa destinaţie. Dacă MTA-ul este responsabil de adresa destinaţie a mesajului, îl memorează local. Dacă MTA-ul este poartă de intrare a mesajelor pentru MTA-urile din reţeaua locală, transmite mesajul către MTA-ul determinat conform configurării.
2. Dacă nu există informaţii de configurare pentru adresa destinaţie, MTA-ul caută în DNS o înregistrare cu tipul MX pentru numele de domeniu din adresa destinaţie. O astfel de înregistrare conţine una sau mai multe nume de servere SMTP capabile să preia mesajele destinate unei adrese din acel domeniu. Dacă găseşte o astfel de înregistrare, MTA-ul contactează una din maşinile specificate în înregistrările MX găsite şi-i transmite mesajul.
3. Dacă nu există nici înregistrări MX, MTA-ul contactează maşina cu numele de domeniu din adresa destinaţie şi-i transmite mesajul.
4. Dacă nu există nici un server cu numele de domeniu din adresa destinaţie, adică dacă toate cele trei variante de mai sus eşuează, atunci MTA-ul declară că mesajul este nelivrabil şi transmite înapoi spre emiţător un mesaj de eroare.

Un MUA lucrează, de obicei, mult mai simplu. Acest lucru duce la simplificarea MUA-ului prin separarea clară a rolurilor: MUA-ul trebuie să ofere facilităţi de editare şi să prezinte utilizatorului o interfaţă prietenoasă, iar MTA-ul are toate complicaţiile legate de livrarea mesajelor. Pentru transmiterea oricărui mesaj, un MUA contactează un acelaşi MTA, a cărui adresă este configurată în opţiunile MUA-ului. Pe sistemele de tip UNIX, MUA-urile contactează implicit MTA-ul de pe maşina locală (`localhost`).

11.1.2.3. Configurarea unui MTA

De cele mai multe ori, un MTA este resposnabil de adresele utilizatorilor calculatoarelor dintr-o reţea locală. În acest caz, MTA-ul memorează local mesajele adresate acestor utilizatori şi le oferă acestora posibilitatea de a le citi prin IMAP sau POP3. De asemenea, MTA-ul preia şi transmite spre exterior mesajele utilizatorilor, generate de MUA-urile ce rulează pe calculatoarele din reţeaua locală.

În configuraţii mai complicate, un MTA acţionează ca punct de trecere pentru mesajele care pleacă sau sosesc la un grup de MTA-uri dintr-o reţea locală. El preia mesajele de la toate MTA-urile din reţeaua locală în scopul retransmiterii lor către exterior. De asemenea, preia mesajele din exterior destinate tuturor adreselor din reţeaua locală şi le retrimite MTA-urilor, din reţeaua locală, responsabile. Un astfel de MTA este numit *mail gateway*. Un *mail gateway* poate fi util ca unic filtru contra viruşilor şi spam-urilor pentru o întreagă reţea locală (în opoziţie cu a configura fiecare MTA din reţeaua locală ca filtru).

Un MTA trebuie configurat cu privire la următoarele aspecte:

- care sunt adresele locale şi cum se livrează mesajele destinate acestor adrese;
- care sunt maşinile (în principiu, doar din reţeaua locală) de la care se acceptă mesaje spre a fi trimise mai departe spre Internet;
- ce transformări trebuie aplicate mesajelor.

Implicit, un MTA consideră ca fiind adrese locale acele adrese care au numele de domeniu identic cu numele maşinii pe care rulează MTA-ul şi având partea de utilizator identică cu un nume de utilizator al maşinii locale. Pe sistemele de operare de tip UNIX, un mesaj adresat unui utilizator local este adăugat la finalul unui fişier având ca nume numele utilizatorului şi situat în directorul `/var/mail`.

MTA-ul responsabil de o anumită adresă destinaţie poate fi configurat de către utilizatorul destinatar să execute anumite prelucrări asupra mesajului primit. Pe sistemele de tip UNIX, această configurare se face prin directive plasate în fişierele `.forward` şi `.procmailrc` din directorul personal al utilizatorului.

Fişierul `.forward` conţine un şir de adrese la care trebuie retrimis mesajul *în loc* să fie livrat local în `/var/mail/`*user*.

Fişierul `.procmailrc` cuprinde instrucţiuni mai complexe de procesare a mesajelor primite: în funcţie de apariţia unor şiruri, descrise prin expresii regulare, în mesajul primit, mesajul poate fi plasat în fişiere specificate

în `.procmailrc` sau poate fi pasat unor comenzi care să-l proceseze.

Pentru cazuri mai complicate, un MTA poate fi configurat de către administrator să execute lucruri mai complicate:

- Este posibil să se configureze adrese de poştă, situate în domeniul numelui maşinii locale, care să fie considerate valide chiar dacă nu există utilizatori cu acele nume. Pentru fiecare astfel de adresă trebuie definită o listă de adrese, de regulă locale, la care se va distribui fiecare mesaj primit. Ca exemplu, adresa `root@cs.ubbcluj.ro` este configurată în acest fel; un mesaj trimis la această adresă nu este plasat în `/var/mail/root` ci este retrimis utilizatorilor (configuraţi în fişierul `/etc/aliases`) care se ocupă de administrarea sistemului.
- Un MTA poate fi configurat să se considere responsabil de mai multe domenii, ale căror nume nu au nimic comun cu numele maşinii MTA-ului. De exemplu, se poate configura MTA-ul de pe `nessie.cs.ubbcluj.ro` să accepte mesajele destinate lui `ion@example.com` şi să le livreze utilizatorului local `gheorghe`. Desigur, pentru ca un mesaj destinat lui `ion@example.com` să poată fi livrat, mai trebuie ca mesajul să ajungă până la `nessie.cs.ubbcluj.ro`. Pentru aceasta, trebuie ca MUA-ul expeditor sau un MTA de pe traseu să determine ca următor MTA maşina `nessie.cs.ubbcluj.ro`, lucru care se întâmplă dacă în DNS se pune o înregistrare MX pentru numele de domeniu `example.com` indicând către `nessie.cs.ubbcluj.ro`. Un astfel de mecanism este utilizat în mod curent de furnizorii de servicii Internet pentru a găzdui poşta electronică a unor clienţi care au nume propriu de domeniu dar nu deţin servere de poştă electronică care să preia poşta adresată adreselor din domeniul respectiv.
- Dacă utilizatorii expediază mesaje de pe mai multe maşini dintr-o reţea locală, nu este de dorit ca numele maşinii interne să apară în adresa de poştă electronică. De exemplu, dacă un acelaşi utilizator are cont pe mai multe maşini, nu este de dorit ca adresa expeditorului să depindă de maşina de pe care utilizatorul scrie efectiv mesajul. De exemplu, nu este de dorit ca dacă scrie un mesaj pe maşina `linux.scs.ubbcluj.ro` mesajul să apară având adresa sursă `From: ion@linux.scs.ubbcluj.ro`, iar dacă îl scrie de pe `freebsd.scs.ubbcluj.ro` să apară cu adresa `From: ion@freebsd.scs.ubbcluj.ro`. Pentru aceasta, MTA-ul care se ocupă de livrarea spre exterior a mesajelor generate în reţeaua internă va schimba, atât în antetul mesajului (valoarea câmpului `From`) cât şi pe „plic“ (valoarea parametrului comenzii SMTP `MAIL FROM:`), adresa expeditorului, eliminând numele maşinii locale şi păstrând doar

restul componentelor numelui de domeniu. În exemplul de mai sus, din adresă rămâne doar `ion@scs.ubbcluj.ro`. Modificarea poate fi mai complexă: astfel, dacă `nessie.cs.ubbcluj.ro` este configurat să accepte mesajele destinate lui `ion@example.com` şi să le livreze utilizatorului local `gheorghe`, este probabil de dorit ca pentru mesajele compuse de utilizatorul local `gheorghe` să facă transformarea adresei sursă din `gheorghe@nessie.cs.ubbcluj.ro` în `ion@example.com`.

- Un alt element important de configurare priveşte decizia unui MTA de a accepta sau nu spre livrare un mesaj. În mod normal, un MTA trebuie să accepte mesajele generate de calculatoarele din reţeaua locală şi mesajele destinate adreselor locale, dar să nu accepte trimiterea mai departe a mesajelor provenite din exterior şi destinate în exterior. Un MTA care acceptă spre livrare orice mesaje este numit în mod curent *open relay*. Un *open relay* este privit de obicei ca un risc pentru securitate, deoarece este adesea utilizat de utilizatori rău-voitori pentru a trimite mesaje ascunzându-şi identitatea.

11.1.3. Securitatea poştei electronice

Principalele probleme privind securitatea sunt:

- *spoofing*-ul — falsificarea adresei sursă (`From` sau `Sender`);
- *spam*-urile — mesaje, de obicei publicitare, trimise unui număr mare de persoane şi fără a fi legate de informaţii pe care destinatarii le-ar dori;
- viruşii — programe executabile sau documente, ataşate unui mesaj electronic, a căror execuţie sau respectiv vizualizare duce la trimiterea de mesaje electronice către alţi destinatari.

Falsificarea adresei sursă este extrem de simplă deoarece, în transmiterea obişnuită a mesajelor, nu este luată nici o măsură de autentificare a expeditorului.

Falsificarea adresei sursă (*spoofing*) poate fi depistată în anumite cazuri examinând câmpurile `Received` din antetul mesajului şi verificând dacă există neconcordanţe între numele declarat prin `HELO` a unui client SMTP şi adresa sa IP sau neconcordanţe între numele primului MTA şi partea de domeniu din adresa expeditorului. De notat că anumite neconcordanţe pot fi legitime, în cazul în care căsuţele poştale dintr-un domeniu sunt ţinute de un calculator al cărui nume nu face parte din acel domeniu (vezi § 11.1.2.3).

O metodă mai eficientă pentru depistarea falsurilor este utilizarea semnăturii electronice. Există două standarde de semnătură electronică utilizate, OpenPGP [RFC 2440, 2007, RFC 3156, 2001] şi S-MIME [S/MIME,].

Verificarea semnăturii necesită însă ca destinatarul să dispună de cheia publică autentică a expeditorului. Până la generalizarea utilizării mesajelor semnate, sistemul de poştă electronică trebuie să asigure livrarea mesajelor nesemnate şi în consecinţă cu risc de a fi falsificate.

Uşurinţa falsificării adresei sursă şi uşurinţa păstrării anonimatului autorului unui mesaj a dus la proliferarea excrocheriilor. Adesea excrocheriile constau în trimiterea de mesaje unui număr mare de utilizatori (acest fapt în sine este *spam*) în speranţa de-a găsi printre aceştia unii care să se lase păcăliţi.

Spam-urile dăunează deoarece consumă în mod inutil timpul destinatarului. În plus, există riscul ca un mesaj legitim, „îngropat“ între multe spam-uri, să fie şters din greşeală.

Există detectoare automate de spam-uri, bazate pe diferite metode din domeniul inteligenţei artificiale. Astfel de detectoare se instalează pe MTA-uri şi resping sau marchează prin antete speciale mesajele detectate ca spam-uri. Un MTA care detectează şi respinge sau marchează spam-urile se numeşte *filtru anti-spam*.

De menţionat filtrele anti-spam nu pot fi făcute 100% sigure deoarece nu există un criteriu clar de diferenţiere. Ca urmare, orice filtru anti-spam va lăsa să treacă un anumit număr de spam-uri şi există şi riscul de-a respinge mesaje legitime.

Majoritatea furnizorilor de servicii Internet nu permit, prin contract, clienţilor să trimită spam-uri şi depun eforturi pentru depistarea şi penalizarea autorilor. În acest scop, ei primesc sesizări şi întreţin liste cu adresele de la care provin spam-urile (*liste negre — blacklist*).

Trimiterea spam-urilor necesită recoltarea, de către autorul spam-urilor, a unui număr mare de adrese valide de poştă electronică. Acest lucru se realizează cel mai uşor prin căutarea, în paginile web, a tot ceea ce arată a adresă de poştă electronică. Contramăsura la această recoltare este scrierea adreselor, din paginile web, doar în forme dificil de procesat automat — de exemplu, ca imagine (într-un fişier *jpeg*, *gif* sau *png*).

Termenul de *virus* poate desemna mai multe lucruri, înrudite dar distincte. În general, un virus informatic este un fragment de program a cărui execuţie duce la inserarea unor cópii ale sale în alte programe de pe calculatorul pe care se execută virusul. Impropriu, prin *virus* se mai desemnează un fragment, inserat într-un program util, care execută acţiuni nocive utilizatorului în contul căruia se execută acel program. Denumirea corectă pentru un astfel de program este aceea de *cal troian*. Denumirea de *virus* poate fi dată, corect, doar fragmentelor de program capabile să se reproducă (să-şi insereze

cópii în alte programe).

În contextul poştei electronice, un *virus* este un fragment dintr-un program plasat ca fişier ataşat la un mesaj electronic. Virusul se poate reproduce fie prin mijloace independente de poşta electronică, fie prin expedierea, către alţi utilizatori, a unor cópii ale mesajului. În acest al doilea caz, virusul utilizează, de obicei, adrese extrase din lista, ţinută de MUA, a adreselor partenerilor de corespondenţă ai utilizatorului care primeşte mesajul virusat.

Indiferent de forma de propagare (infectarea fişierelor locale sau transmiterea de mesaje spre alţi utilizatori), pentru a-şi realiza scopul, un virus trebuie să ajungă să determine *execuţia, cu drepturile utilizatorului victimă, a unei secvenţe de instrucţiuni aleasă de autorul virusului.* Acest lucru se poate întâmpla în două moduri:

- Virusul se găseşte într-un program executabil, pe care utilizatorul îl execută.
- Virusul este un document astfel construit încât, exploatând o eroare din programul utilizat pentru vizualizarea documentului, să determine programul de vizualizare să execute acţiunea dorită de autorul virusului.

Pentru a păcăli destinatarul şi a-l determina să execute sau să vizualizeze fişierul ataşt, corpul mesajului este construit astfel încât să câştige încrederea utilizatorului. Astfel, mesajul este adesea construit ca şi când ar proveni de la administratorul de sistem sau de la un prieten al destinatarului.

Metodele de prevenire a viruşilor de poştă electronică sunt aceleaşi ca şi metodele de prevenire a viruşilor în general. Pentru programele executabile, dacă utilizatorul are încredere în autorul declarat al programului (de exemplu, autorul este o firmă de soft de încredere), atunci programul poate fi semnat electronic, iar utilizatorul poate verifica această semnătură pentru a se convinge de autenticitatea programului. Pentru programe provenite din surse ce nu sunt de încredere, execuţia lor se poate face într-un mediu controlat, de exemplu dintr-un cont separat, cu drepturi minime, sau prin intermediul unui interpretor care să nu execute instrucţiunile potenţial nocive. Această din urmă abordare este utilizată de *applet*-urile Java.

Pe lângă aceste metode de prevenire, există câteva acţiuni care micşorează riscul sau consecinţele execuţiei unui virus. Una dintre ele este reducerea la minimul necesar a lucrului din cont de administrator. Altă măsură preventivă este aceea de a nu vizualiza sau executa fişierele ataşate unui mesaj suspect; pentru aceasta, este bine ca expeditorul unui mesaj să nu trimită niciodată un mesaj numai cu fişiere ataşate, ci să scrie un mic text explicativ, care să-i permită destinatarului să identifice autorul şi scopul fişierelor ataşate.

11.2. Sesiuni interactive la distanţă

O sesiune interactivă *locală* a unui utilizator (vezi fig. 11.2) presupune că tastatura, ecranul şi eventual alte dispozitive cu ajutorul cărora utilizatorul interacţionează cu sistemul de calcul (mouse, difuzoare, etc.) sunt conectate direct la calculatorul pe care se desfăşoară sesiunea utilizatorului. Conectarea este realizată printr-o interfaţă hardware de conectare a dispozitivelor periferice (RS232, PS/2, VGA, USB, DVI), care permite legături pe distanţe de cel mult câteva zeci de metri. Un dispozitiv (tastatură, ecran, etc.) este conectat la un singur calculator, mutarea lui de la un calculator la altul putându-se face fie prin mutarea fizică a conectorului, fie prin comutatoare speciale (KVM switch).

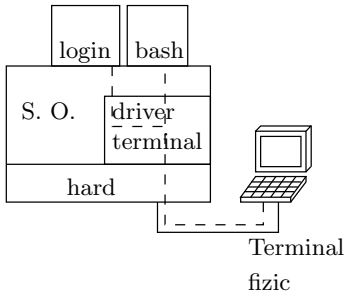


Figura 11.2: Componentele implicate într-o sesiune interactivă locală

În general ne gândim că pe un astfel de sistem lucrează un singur utilizator la un moment dat. Totuşi, există şi posibilitatea de-a conecta mai multe ansambluri tastatură–ecran la un acelaşi calculator, în felul acesta lucrând simultan mai mulţi utilizatori. Acest mecanism s-a utilizat masiv în anii 1970, sistemele fiind numite *cu time-sharig*. PC-urile au repetat, până la un punct, istoria calculatoarelor mari: au început ca sisteme monoutilizator, monotasking (sistemul DOS), au continuat cu un multitasking primitiv, bazat pe soluţii ad-hoc (deturnarea întreruperilor în DOS, sistemul Windows până la versiunile 3.x), sisteme multitasking fără protecţie între utilizatori (Windows 9x şi ME) şi în final sisteme multitasking propriu-zise (Windows NT/2000/XP şi sistemele de tip UNIX — Linux şi porturile FreeBSD, Solaris, etc).

Linux (prin mecanismul consolelor virtuale) şi Windows XP (prin mecanismul *switch user*) permit deschiderea simultană a mai multor sesiuni locale de la acelaşi ansamblu tastatură–ecran, pentru acelaşi utilizator sau pentru utilizatori distincţi. O singură sesiune poate fi activă la un moment dat, celelalte fiind „îngheţate“. Sistemul permite comutarea între sesiuni.

În cazul unei *sesiuni la distanţă*, în locul unui terminal, conectat printr-o interfaţă specializată la calculatorul pe care se desfăşoară sesiunea, se utilizează un calculator, conectat prin reţea la calculatorul pe care se desfăşoară sesiunea. În felul acesta, un utilizator aflat în faţa unui calculator conectat la Internet poate deschide o sesiune la distanţă către orice alt calculator din Internet (bineînţeles, cu condiţia să aibă un cont acolo). Principial, numărul de sesiuni deschise simultan către un calculator este limitat doar de resursele calculatorului (memorie şi viteză de procesare).

Deschiderea unei sesiuni prin mecanismul de sesiune la distanţă se poate face şi către calculatorul local. Acest mecanism poate fi utilizat pentru deschiderea unei sesiuni ca alt utilizator, fără a închide prima sesiune.

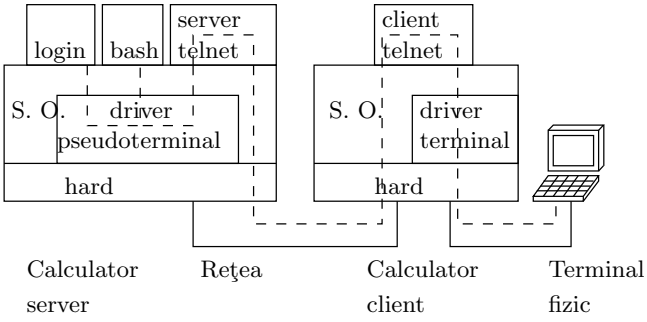


Figura 11.3: Componentele implicate într-o sesiune interactivă la distanţă.

Sistemul pentru deschiderea sesiunilor la distanţă (vezi fig. 11.3) constă din două componente majore:

- Pe sistemul la care este conectat fizic utilizatorul rulează o aplicaţie care trimite prin reţea ceea ce utilizatorul introduce de la tastatură şi afişează pe ecran ceea ce trimite sistemul de la distanţă. Afişarea se poate face pe tot ecranul sau într-o fereastră. Această aplicaţie deschide în mod activ conexiunea la deschiderea sesiunii, motiv pentru care este un *client*.
- Pe sistemul de la distanţă, pe care are loc sesiunea, rulează o aplicaţie care primeşte prin reţea datele trimise de aplicaţia client şi le livrează proceselor ce rulează în cadrul sesiunii. De asemenea, preia datele de ieşire ale acestor procese — datele care în cazul unei sesiuni locale s-ar afişa pe ecran — şi le trimite prin reţea clientului. Această aplicaţie este lansată la pornirea sistemului şi aşteaptă conexiuni — fiind în acest sens un server. La conectarea unui client, aplicaţia server autentifică clientul după care (în cazul unei autentificări cu succes) lansează procesele care sunt lansate în mod normal la deschiderea unei sesiuni. De exemplu,

în cazul unui sistem de tip UNIX, serverul lansează în execuţie un *shell* rulând în contul utilizatorului.

Pentru ca serverul să comunice cu procesele din cadrul sesiunii, este necesar ca sistemul de operare să ofere un mecanism adecvat de comunicaţie între procese. Mecanismul de comunicaţie trebuie să apară faţă de procesele din sesiunea utilizatorului ca şi când ar fi tastatura şi ecranul adevărate. În cazul sistemelor de tip UNIX, acest mecanism este mecanismul *pseudoterminalelor*. De notat că mecanismul *pipe* nu este adecvat deoarece un *pipe* nu apare procesului ca un terminal şi nu permite, de exemplu, unui editor de texte, ce ar rula în sesiunea utilizatorului, să solicite primirea fiecărui caracter tastat în parte. De notat că, în mod normal, un proces primeşte câte o linie în momentul în care utilizatorul apasă *enter*; până atunci nucleul sistemului permite utilizatorului editarea liniei.

11.2.1. Protocolul *ssh*

Protocolul *ssh* a fost dezvoltat ca o alternativă, protejată criptografic, la *telnet*. Protocolul *ssh* este însă extensibil, permiţând tunelarea protejată criptografic a conexiunilor TCP pentru alte aplicaţii.

Protocolul *ssh* este construit pe mai multe nivele. Nivelul cel mai de jos [RFC 4253, 2006] realizează protejarea criptografică a conexiunii şi se bazează pe serviciile de conexiune TCP oferite de sistemul de operare. Nivelul următor realizează multiplexarea conexiunii protejate criptografic. Nivelul cel mai de deasupra cuprinde aplicaţia propriu-zisă şi permite sesiuni de lucru, interactive sau nu, în mod text, către sisteme de tip UNIX, tunelarea unor conexiuni TCP arbitrare, transferul de fişiere şi transmiterea informaţiilor de autentificare criptografică pentru alte sesiuni *ssh*.

11.2.1.1. Conexiunea *ssh* protejată criptografic

Descriem în continuare modul în care *ssh* realizează protejarea criptografică a conexiunii. Protocolul este un exemplu instructiv de utilizare practică a primitivelor criptografice.

În secvenţa de iniţializare a conexiunii — care va fi descrisă mai jos — clientul şi serverul stabilesc un *identificator de sesiune* şi, pentru fiecare sens, o cheie de criptare şi o cheie de autentificare. De asemenea, se stabilesc algoritmii de criptare simetrică, compresie şi dispersie cu cheie utilizaţi pentru fiecare sens al comunicaţiei. Comunicaţia decurge complet independent în cele două sensuri.

Pentru fiecare sens, datele de transmis sunt grupate în pachete, de dimensiune variabilă. Pentru fiecare pachet de date utile, se construieşte şi se transmite pe conexiune un pachet generat astfel:

1. Datele utile sunt comprimate utilizând algoritmul de compresie curent pentru sensul de comunicaţie curent.
2. Se adaugă, după datele comprimate, un şir de octeţi aleatori, iar în faţa lor se adaugă un octet reprezentând lungimea şirului aleator. Apoi, în faţa şirului astfel obţinut, se adaugă lungimea totală a şirului, reprezentată pe patru octeţi. Numărul de octeţi aleatori adăugaţi trebuie astfel ales încât să rezulte în urma concatenării un şir de lungime multiplu de lungimea blocului cifrului utilizat.
3. Rezultatul pasului precedent se criptează.
4. În faţa blocului (necriptat) rezultat din pasul 2 se adaugă numărul de ordine al pachetului curent, după care din rezultatul concatenării se calculează dispersia cu cheia de autentificare curentă. Numărul de ordine începe de la 0 şi creşte cu 1 la fiecare pachet independent de eventuala schimbare a cheilor sau algoritmilor criptografici utilizaţi.
5. Pachetul transmis efectiv este rezultatul concatenării pachetului criptat (rezultat din pasul 3) cu dispersia cu cheie (rezultată din pasul 4).

Rolul acestor transformări este următorul. Pe de o parte, compresia creşte entropia datelor de criptat, făcând mai dificilă spargerea cifrului. Octeţii adăugaţi la finalul blocului fac ca în cazul repetării aceluiaşi bloc de date utile să rezulte blocuri criptate diferite. Lungimea completării aleatoare este şi ea criptată, făcând dificilă determinarea lungimii datelor utile din blocul criptat. Pe de altă parte, dispersia criptografică cu cheie se calculează dintr-un bloc conţinând datele utile şi numărul de ordine al blocului, fapt ce permite receptorului să verifice că datele sunt autentice şi că sunt proaspete — numărul de ordine al blocului primit este cel aşteptat. Numărul de ordine al blocului fiind cunoscut receptorului, nu este nevoie să fie trimis efectiv.

În cazul vreunei nepotriviri privitoare la dispersia criptografică cu cheie a unui bloc, conexiunea este abandonată. Remarcăm faptul că o astfel de nepotrivire poate fi cauzată doar de o tentativă de modificare a datelor de către un adversar activ, nivelul TCP şi nivelele inferioare corectând erorile de transmisie la nivel fizic şi eventualele pierderi de pachete IP datorate unei congestii în reţea.

La deschiderea conexiunii *ssh*, compresia, criptarea şi dispersia cu cheie sunt dezactivate. Negocierea primului set de chei şi a algoritmilor de compresie, criptare şi dispersie cu cheie se face în clar. O dată alese cheile

şi algoritmii, acestea sunt activate şi se poate începe comunicaţia în folosul aplicaţiilor. Algoritmii şi cheile pot fi renegociate ulterior oridecâteori una dintre părţi (clientul sau serverul) o solicită.

Negocierea cheilor şi algoritmilor se face după cum urmează. Fiecare parte trimite liste, în ordinea descrescătoare a preferinţei, cu algoritmii de criptare, compresie, dispersie cu cheie, semnătură digitală şi schimb de chei suportate. Algoritmul utilizat, pentru fiecare categorie, este primul algoritm de pe lista clientului care se regăseşte şi în lista serverului (adică cel mai favorabil clientului, dintre cei acceptaţi de server). Urmează schimbul de mesaje conform protocolului Diffie-Hellman (*ssh* nu are definite deocamdată alte metode de schimb de chei). Din informaţia secretă construită prin schimbul Diffie-Hellman se construiesc (pe baza unor funcţii de dispersie fără cheie) cheile secrete pentru criptare şi pentru autentificare pentru fiecare sens.

Mai rămâne de autentificat schimbul Diffie-Hellman, despre care am văzut că, singur, este vulnerabil la atacul unui adversar activ. Autentificarea cheii faţă de client (adică autentificarea, faţă de client, a serverului cu care comunică acesta) se face după cum urmează. Serverul are o pereche de chei pentru semnătură electronică. Clientul trebuie să aibă cheia publică a serverului. După realizarea schimbului Diffie-Hellman, serverul trimite clientului o semnătură, calculată cu cheia sa secretă, asupra întregului schimb de informaţie de până atunci — adică listele de algoritmi suportaţi şi pachetele corespunzătoare protocolul Diffie-Hellman, emise de ambele părţi. Prin verificarea semnăturii, clientul se asigură că negocierea a avut loc într-adevăr cu serverul autentic. Autentificarea clientului faţă de server se face ulterior, existând în acest scop mai multe mecanisme posibile (vezi § 11.2.1.2).

Pentru facilitarea răspândirii utilizării protocolului *ssh*, serverul transmite la deschiderea conexiunii cheia sa publică către client. Notăm că, deoarece transmisia cheii publice a serverului nu poate fi încă autentificată, utilizarea de către client a cheii publice transmise de server prezintă riscul ca un adversar activ să se dea drept serverul autentic. Dacă însă adversarul n-a modificat cheia publică transmisă de server, restul comunicaţiei este sigur. Mai mult, la prima conectare, clientul stochează local cheia primită de la server. La următoarele conectări, clientul compară cheia primită de la server cu cea stocată locat; dacă sunt diferite, avertizează utilizatorul. În acest fel, dacă la prima conectare cheia primită de client de la server este cea autentică, orice atac ulterior din partea unui adversar activ este descoperită.

La prima conectare a programului client *ssh* la un server nou, clientul avertizează utilizatorul cu privire la faptul că nu poate verifica cheia serverului. La această primă conectare, împiedicarea unui atac al unui eventual adversar

se poate face în două moduri:

- Înainte de prima conectare, utilizatorul copiază, de pe maşina server sau dintr-o sursă autentificată, cheia publică a serverului şi o introduce manual în lista de chei memorate local de programul client *ssh*. În acest fel, clientul *ssh* poate verifica cheia serverului chiar de la prima sesiune, întocmai ca în cazul unei sesiuni ulterioare.
- Utilizatorul obţine, dintr-o sursă autentificată (de exemplu, vorbind la telefon cu administratorul maşinii server), dispersia criptografică a cheii publice a serverului. La prima conectare, utilizatorul compară dispersia astfel obţinută cu dispersia cheii trimise de server (aceasta este afişată de clientul *ssh* împreună cu mesajul de avertisment prin care anunţă imposibilitatea verificării cheii). Dacă cele două dispersii coincid, cheia trimisă de server este autentică.

Pe sistemele de tip UNIX, cheile publice ale serverului (pentru diferitele protocoale de semnătură) se găsesc în directorul `/etc/ssh`, în fişierele `ssh_host_rsa_key.pub`, respectiv `ssh_host_dsa_key.pub`. Aceste fişiere pot fi citite de orice utilizator al sistemului. Amprenta cheii dintr-un astfel de fişier se determină cu comanda `ssh-keygen -l -f` *fişier*. Cleintul *ssh* memorează cheile serverelor în fişierul `~/.ssh/known_hosts`.

11.2.1.2. Metode de autentificare în *ssh*

În *ssh*, există autentificare reciprocă între client şi server.

Aşa cum am văzut, serverul se autentifică faţă de client cu ajutorul unui mecanism cu cheie privată şi cheie publică.

După iniţializarea mecanismului de protecţie criptografică a conexiunii, este rândul clientului să-şi declare identitatea (numele de utilizator) şi să se autentifice.

Clientul poate fi autentificat de server prin mai multe metode. Cele mai comune sunt autentificarea prin parolă şi autentificarea prin semnătură digitală (numită şi autentificare cu cheie publică).

Autentificarea prin parolă presupune trimiterea de către client a parolei. Este esenţial faptul că serverul este deja autentificat şi confidenţialitatea, integritatea şi prospeţimea comunicaţiei sunt protejate. Ca urmare clientul nu riscă să trimită parola unui adversar şi nici ca un adversar ce captează comunicaţia criptată să retrimită datele interceptate pentru a repeta o sesiune legitimă.

Autentificarea prin semnătură digitală presupune ca în faza de iniţializare utilizatorul să configureze pe server o cheie publică, corespunzătoare

cheii sale secrete. La conectare, clientul se autentifică trimiţând semnătura, cu cheia sa secretă, asupra identificatorului de sesiune creat în faza de stabilire a comunicaţiei protejate criptografic. Serverul verifică semnătura utilizând cheia publică ce a fost configurată.

Configurarea autentificării cu cheie publică, pe sistemele de tip UNIX având server OpenSSH, este descrisă în continuare.

Perechile de chei se generează cu ajutorul utilitarului `ssh-keygen`.

Cheia publică admisibilă pentru conectarea în contul unui utilizator se scrie în fişierul `~/.ssh/authorized_keys` (sub directorul personal al utilizatorului). Deoarece acest fişier poate fi modificat doar de către posesorul contului, doar posesorul contului poate stabili cheia admisibilă pentru autentificare. Fişierul `~/.ssh/autthorized_keys` poate conţine mai multe chei. În acest caz, oricare dintre cheile secrete corespunzătoare este validă pentru autentificare. Este posibil ca, pentru anumite chei, să se configureze lansarea unei anumite aplicaţii; în acest caz, dacă clientul utilizează cheia pereche pentru autentificare, i se va lansa automat aplicaţia respectivă şi nu o sesiune nerestricţionată.

Pentru schimbarea cheii, de exemplu în cazul compromiterii cheii secrete, utilizatorul trebuie să genereze o nouă pereche de chei, să scrie noua cheie publică în fişierul `~/.ssh/authorized_keys`, să şteargă vechea cheie publică din acest fişier şi să furnizeze noua cheie secretă clientului *ssh* la conectările ulterioare. Deoarece cheia publică nu este o informaţie secretă, compromiterea sistemului server nu duce la compromiterea, şi deci la necesitatea schimbării, cheii. Acesta este un avantaj faţă de cazul autentificării prin parole, unde compromiterea serverului duce la compromiterea parolei şi la necesitatea schimbării parolei nu numai pe acel sistem ci şi pe alte sisteme pe care utilizatorul avea aceeaşi parolă.

Pentru furnizarea cheii secrete către clientul *ssh*, există două posibilităţi. Prima posibilitate este ca fişierul cu cheia secretă să fie făcut disponibil clientului *ssh*. Dacă fişierul conţine cheia secretă ca atare, conectarea se face fără ca utilizatorul să mai dea vreo parolă. Dacă utilizatorul doreşte să se conecteze de pe maşini (client) diferite, trebuie fie să poarte cheia cu el pe un suport amovibil, fie să pună copii ale cheii secrete pe fiecare sistem, fie să utilizeze chei diferite pentru conectarea de pe fiecare sistem. Ultima soluţie oferă avantajul că, în cazul compromiterii unuia dintre sistemele client, este necesară schimbarea cheii secrete doar de pe acel sistem.

Deoarece compromiterea unui sistem client duce, în cazul stocării ca atare a cheii secrete, la compromiterea imediată a contului utilizatorului, cheile secrete se stochează, în mod obişnuit, în formă criptată în fişiere. Criptarea

se realizează printr-un algoritm simetric cu ajutorul unei chei derivate dintr-o parolă aleasă de utilizator. Stocarea cheii numai în formă criptată oferă un plus de siguranţă (un intrus trebuie să obţină atât fişierul cu cheia secretă, cât şi parola de decriptare a acestuia), însă duce la necesitatea de a da clientului *ssh* parola de decriptare la fiecare utilizare.

A doua posibilitate de a furniza aplicaţiei client accesul la cheia secretă este prin intermediul unui program numit *agent de autentificare*. Agentul de autentificare este un proces server care are în memorie cheia secretă a utilizatorului, în forma decriptată. Clientul *ssh* se conectează la agentul de autentificare pentru a obţine accesul la cheie.

Agentul de autentificare, având ca nume de executabil `ssh-agent`, se lansează de regulă la deschiderea sesiunii pe maşina client. Cheile secrete se încarcă în agentul de autentificare cu ajutorul unui program numit `ssh-add`. Acest program permite şi listarea şi ştergerea cheilor secrete. Dacă cheia secretă este stocată criptat, `ssh-add` solicită utilizatorului parola de decriptare. Cheia secretă decriptată se găseşte doar în memoria agentului de autentificare, nu se stochează pe disc.

La lansare, clientul *ssh* caută să vadă dacă pe maşina locală rulează un agent de autentificare. Dacă da, contactează agentul de autentificare şi-i solicită accesul la cheile secrete stocate de acesta. Clientul *ssh* pasează agentului identificatorul de sesiune şi primeşte înapoi semnătura cu cheia secretă asupra acestuia. În acest fel, clientul *ssh* nu ajunge să cunoască efectiv cheia secretă. Deschiderea sesiunii către maşina server se face fără a solicita utilizatorului vreo parolă.

Comunicaţia dintre clientul *ssh* sau utilitarul *ssh-add* şi agentul de autentificare se face printr-un *socket* de tip UNIX, al cărui nume este pus în variabila de mediu `SSH_AUTH_SOCK`. Comunicaţia fiind locală, ea nu poate fi interceptată sau modificată. Autentificarea clientului (*ssh* sau *ssh-add*) se face prin aceea că drepturile de acces la socket-ul corespunzător sunt acordate doar proprietarului agentului de autentificare.

Protocolul *ssh* permite construcţia unei conexiuni securizate dinspre maşina server *ssh* spre agentul de autentificare de pe maşina client *ssh*. În acest caz, la deschiderea sesiunii, serverul *ssh* acţionează şi ca un agent de autentificare. Cererile de semnătură primite de serverul *ssh* sunt trimise prin conexiunea *ssh* către client, iar clientul le trimite agentului local (de pe maşina client). Prelungirea nu se poate face în lipsa unui agent de autentificare pe maşina client.

Analizând securitatea prelungirii conexiunii la agentul de autentificare, observăm că serverul nu obţine efectiv cheia secretă, însă, pe durata

conexiunii, poate deschide sesiuni în numele clientului către orice maşină care acceptă cheile stocate în agentul de autentificare. Din acest motiv, clientul *ssh* nu face prelungirea conexiunii la agentul de autentificare decât la cererea explicită a utilizatorului.

11.2.1.3. Multiplexarea conexiunii, tunelarea şi aplicaţii

O dată deschisă conexiunea şi realizată autentificarea clientului, clientul *ssh* poate solicita serverului deschiderea unei sesiuni de lucru, adică în esenţă lansarea unui *shell* în contul utilizatorului autentificat. Tot la solicitarea clientului, canalul de comunicaţie creat de server între server şi *shell*-ul lansat poate fi realizat printr-un pseudoterminal (cazul obişnuit al unei sesiuni interactive) sau printr-o pereche de *pipe*-uri. A doua variantă se utilizează în cazul în care utilizatorul a lansat clientul *ssh* cu specificarea unei comenzi de executat pe server. În acest caz, comanda specificată de utilizator este transmisă serverului şi acesta o execută cu intrarea şi ieşirea redirecţionate către server şi prelungite prin conexiunea securizată către client. Redirecţionând pe client intrarea sau ieşirea standard a comenzii *ssh*, se realizează, per ansamblu, redirecţionarea intrării sau ieşirii standard către fişiere sau *pipe*-uri de pe maşina locală pentru comanda executată la distanţă.

Exemplul 11.5: Comanda

```
ssh rlupsa@nessie.cs.ubbcluj.ro ls -l > lista
```

are ca efect final crearea, pe maşina locală, a unui fişier `lista`, conţinând lista numelor de fişiere de pe maşina `nessie.cs.ubbcluj.ro` din directorul personal al utilizatorului `rlupsa`.

11.2.2. Sistemul X-Window

Sistemul X-Window, dezvoltat de Massachuttes Institute of Technology pe la mijlocul anilor 1980, este un sistem ce permite stabilirea de sesiuni la distanţă în mod grafic.

Descriem în continuare arhitectura X Window. Menţionăm că este diferită faţă de sistemele studiate până aici. Diferenţa provine în primul rând din faptul că sistemul X Window are şi scopul de-a asigura proceselor acces la ecranul grafic local.

O primă componentă a sistemului este *serverul X*. Acesta este un proces, având de regulă acces privilegiat la sistem, care gestionează tastatura şi ecranul local. O aplicaţie ce are nevoie de acces la un ecran grafic şi la

tastatura ataşată se numeşte *client X*. Un client X se conectează la serverul X şi, după autetificare, poate:

- să ceară serverului să deseneze diverse lucruri pe ecran;
- să solicite să primească informări cu privire la tastele apăsate de utilizator şi la mişcările mouse-ului.

La un server se pot conecta simultan mai mulţi clienţi, inclusiv de pe calculatoare diferite.

Serverul ţine evidenţa unor *ferestre*, fiecare operaţie de desenare având specificată o fereastră în care să deseneze. Ecranul cu totul este considerat o fereastră, iar în fiecare fereastră se pot deschide subferestre. Serverul ţine evidenţa modului în care se suprapun ferestrele şi determină ce parte din desenul efectuat într-o fereastră este vizibil şi trebuie desenat pe ecran.

Un client autentificat are acces deplin la tastatura şi ecranul gestionate de server. Asta înseamnă, de exemplu, că un client poate să deseneze într-o fereastră deschisă de alt client şi poate să capteze tot ceea ce tastează utilizatorul în acea fereastră. De principiu, sunt admise la un moment dat să se conecteze doar aplicaţii rulând în contul aceluiaşi utilizator.

Pentru ca aplicaţii distincte să nu se încurce reciproc, există nişte convenţii pe care aplicaţiile se recomandă să le respecte. În linii mari, acestea prevăd ca o aplicaţie să nu deseneze în ferestrele deschise de altă aplicaţie şi să nu capteze tastele când nu este activă.

Comutarea între aplicaţii, precum şi mutarea şi redimensionarea ferestrelor principale ale aplicaţiilor, cad în sarcina unui client mai special numit *window manager*. *Window manager*-ul se conectează şi se autentifică ca un client obişnuit, după care solicită serverului să fie informat de cererile de deschidere de ferestre trimise de ceilalţi clienţi. La fiecare fereastră principală deschisă, *window manager*-ul adaugă bara de titlu şi marginile. Deoarece oricum nu există protecţie între clienţii conectaţi la un server X, un client nu are nevoie de privilegii speciale ca să acţioneze ca *window manager*. Totuşi, câteva dintre operaţiile de care are nevoie un *window manager* ca să funcţioneze sunt acordate de serverul X doar unui client la un moment dat. Ca urmare, nu pot exista două *window manager*-e simultan.

11.3. Transferul fişierelor în reţea

Cerinţa de-a transfera fişiere în reţea poate avea diferite particularităţi. Există mai multe protocoale şi mai multe aplicaţii pentru transferul fişierelor în reţea, adaptate pentru diferite necesităţi.

O primă categorie de protocoale şi aplicaţii priveşte, în principal, transferul fişierelor unui utilizator de pe o maşină pe alta, în condiţiile în care utilizatorul are cont pe ambele maşini. Protocoalele construite pentru aceasta sunt *ftp* şi *ssh*. De notat că şi poşta electronică poate servi ca mecanism de transfer de fişiere.

O a doua categorie priveşte transferul fişierelor publice de la un calculator ce stochează astfel de fişiere la calculatorul unui utilizator ce doreşte să citească fişierele respective. Iniţial se utiliza protocolul *ftp* în acest scop. Protocolul utilizat în mod curent este însă *http*.

O a treia categorie piveşte accesul proceselor de pe un calculator la fişiere stocate pe alt calculator ca şi când fişierele ar fi locale. De principiu fişierele respective sunt private, ca şi pentru prima categorie de protocoale. Protocoalele din această categorie trebuie să satisfacă două cerinţe specifice (faţă de prima categorie): să permită transferul doar a unei părţi mici dintr-un fişier şi să permită controlul partajării fişierului între procese. Protocoalele utilizate aici sunt SMB (utilizat în reţelele Windows) şi NFS.

11.3.1. Protocolul *ftp*

Descriem pe scurt conceptele de bază ale protocolului *ftp*. Pentru detalii, a se vedea [RFC 765, 1985].

Clientul deschide o conexiune TCP către portul 21 al serverului; această conexiune se numeşte *conexiune de control*. Prin conexiunea de control, clientul transmite comenzi în format text, câte o comandă pe o linie. Fiecare comandă începe cu numele comenzii urmat de eventuali parametrii. Parametrii sunt separaţi prin spaţii, atât faţă de numele comenzii cât şi între ei. Serverul răspunde tot în format text, fiecare răspuns începând cu un cod care arată dacă comanda s-a executat cu succes sau ce erori s-au produs, după care urmează un text ce descrie, în limbaj natural, rezultatul execuţiei comenzii. Cu o singură excepţie (în cazul comenzii PASV, descrisă mai jos), textul din răspuns nu este interpretat de către aplicaţia client. El este însă afişat, de obicei, pe ecran utilizatorului aplicaţiei client.

Autentificarea se face la solicitarea clientului. Clientul trimite succesiv două comenzi, `USER` şi `PASS`, având ca parametrii respectiv numele utilizatorului şi parola acestuia. Serverul refuză execuţia majorităţii comenzilor clientului înainte de autentificarea cu succes a acestuia. După autentificare, serverul acceptă să efectueze operaţiile cerute de client doar dacă utilizatorul în contul căruia s-a făcut autentificarea are dreptul la operaţiile respective. Pe sistemele de tip UNIX, reglementarea drepturilor de acces se face de obicei astfel: la lansare, serverul rulează din contul `root`; la conectarea unui client,

serverul crează (prin apelul sistem `fork()`) un proces fiu care se ocupă de acel client; după autentificare, procesul fiu trece în contul utilizatorului autentificat (prin apelul `setuid()`); în continuare, serverul acceptă orice comenzi de la client şi încearcă să le execute, iar verificarea drepturilor de acces este făcută de nucleul sistemului de operare în momentul în care procesul server fiu încearcă să acceseze sistemul de fişiere.

Pentru transferul de fişiere publice, serverul este configurat să accepte autentificare cu numele de utilizator `ftp` sau `anonymous` fără să solicite parolă sau acceptând orice şir de caractere pe post de parolă. În vremurile de început ale Internet-ului, se obişnuia ca un utilizator ce dorea acces la fişiere publice să-şi dea, pe post de parolă, adresa sa de poştă electronică. O dată cu răspândirea *spam*-urilor, s-a renunţat la acest obicei.

Transferul fişierelor se cere prin comenzile `SEND` (dinspre client spre server) şi `RETR` (dinspre server spre client). Comenzile au ca argument numele de pe server al fişierului de transferat. Transferul propriu-zis are loc printr-o conexiune separată, numită *conexiune de date*. Pentru fiecare fişier se deschide o nouă conexiune de date, care se închide la finalul transferului fişierului. Dimensiunea fişierului nu este specificată explicit nicăieri, receptorul fişierului obţinând lungimea din faptul că emiţătorul închide conexiunea de date la finalul fişierului.

Există două moduri de deschidere a conexiunii de date:

- Modul *activ* prevede că serverul deschide conexiunea de date ca o conexiune TCP dinspre portul 20 al serverului către un port specificat de client. Clientul specifică portul pe care aşteaptă conexiunea prin comanda `PORT`. Conexiunea se deschide ca urmare a comenzii de transfer (`SEND` sau `RETR`), nu imediat după primirea comenzii `PORT`.
- Modul *pasiv* prevede deschiderea conexiunii de date de către client, dinspre un port oarecare al său, către un port specificat de server. Portul specificat de server se obţine ca răspuns al comenzii `PASV` date de client. Acesta este singurul caz în care clientul interpretează din răspunsul serverului şi altceva decât codul returnat.

Listarea fişierelor de pe server este solicitată de client prin comanda `LIST`. Trasnferul listei de fişiere se face tot printr-o conexiune de date, ca şi în cazul comenzii `RETR`.

11.3.2. Protocolul HTTP

HyperText Transmission Protocol(HTTP) este un protocol elaborat pentru transferul dinspre server spre client a fişierelor cu informaţii disponibile

public. El înlocuieşte protocolul *ftp* utilizat cu conectare ca utilizator *anonymous*. Deşi numele protocolului face referire la hipertext, el poate fi utilizat pentru a transfera orice fel de conţinut.

Protocolul de bază constă în trimiterea de către client a unei cereri, în care informaţia principală este numele fişierului cerut. Răspunsul serverului conţine nişte informaţii despre fişier şi conţinutul efectiv al fişierului. Implicit, conexiunea se închide după transferul unui fişier. Dacă clientul doreşte mai multe fişiere de pe acelaşi server, va trebui să deschidă câte o conexiune pentru fiecare fişier.

Protocolul a fost însă extins, ajungând să fie folosit ca protocol de transfer de date pentru aplicaţii de orice tip.

11.3.2.1. Structura cererilor şi a răspunsurilor

Formatul comunicaţiei este mixt, atât la cereri cât şi la răspunsuri. Partea de început este text, iar conţinutul fişierului este binar.

Cererea cuprinde, pe prima linie, un cuvânt reprezentând numele operaţiei cerută. Pentru solicitarea unui fişier public de pe server, numele este `GET`. După numele operaţiei urmează numele fişierului şi apoi identificarea versiunii de protocol în conformitate cu care este formată cererea. Cele trei elemente sunt separate prin câte un spaţiu.

Următoarele linii sunt de forma *nume*: *valoare*, similar cu antetul unui mesaj de poştă electronică. După ultima linie de antet urmează o linie vidă. Pentru unele tipuri de cereri, după linia goală se găseşte un conţinut. În acest caz, una dintre liniile din antet are numele `Content-length` şi are ca valoare lungimea conţinutului, dată ca şir de cifre zecimale.

Răspunsul este structurat similar cu cererea. Pe prima linie se află identificatorul versiunii HTTP, număr de trei cifre şi un text. Numărul arată dacă cererea a fost satisfăcută cu succes sau nu, iar textul, neinterpretat de client, este o descriere în cuvinte a semnificaţiei codului de trei cifre. Următoarele linii sunt de forma *nume*: *valoare* şi dau informaţii despre fişierul solicitat. După ultima linie de antet urmează o linie vidă şi apoi conţinutul (binar) al fişierului. În antet se găseşte o linie cu numele `Content-length` având ca valoare lungimea fişierului. Determinarea sfârşitului conţinutului propriu-zis de către client trebuie făcută prin numărea octeţilor din partea de conţinut.

Adesea, mai multe servere *HTTP* sunt găzduite fizic pe acelaşi calculator. În acest caz, fie numele serverelor corespund, prin DNS, unor adrese IP diferite, dar aparţinând aceluiaşi calculator, caz în care serverul este configurat să răspundă în funcţie de IP-ul către care a fost deschisă conexiunea,

fie numele serverelor corespund aceleiaşi adrese IP, caz în care este necesar ca în cererea *HTTP* să fie specificat serverul dorit. Acest lucru se realizează prin aceea că, în cererea clientului, se plasează un antet cu numele `Host` şi având ca valoare numele de server dorit.

11.3.2.2. URL-urile

O pagină web este în general un fişier scris în *HyperText Markup Language* (HTTP) şi oferit în acces public prin protocolul HTTP.

O pagină web constă, de obicei, din mai multe fişiere. Există un fişier de bază, scris în limbajul *HTML*, şi alte fişiere, conţinând anumite elemente ale paginii: imagini (în fişiere separate în formate specifice — JPEG, PNG, GIF), applet-uri (Java), specificări de formatare a paginii (fişiere *Cascading Style Sheet* — CSS). De asemenea, o pagină conţine în general legături (*link*-uri) spre alte pagini. Toate acestea necesită referiri dintr-un fişier HTML către alte fişiere disponibile în acces public. Referirea acestor fişiere se face prin nume care să permită regăsirea lor uşoară.

Un *Universal Resource Locator* (URL) este un nume prin care se poate identifica şi cu ajutorul cărora se potate regăsi o resursă disponibile în Internet. URL-urile au apărut ca un format standard de scriere a numelor fişierelor referite din paginile web; ele permit însă utilizări mult mai vaste.

Un URL este alcătuit în general din trei componente:

- *Tipul* identifică protocolul utilizat. Exemple mai cunoscute sunt: `http`, `ftp`, `https`, `mailto`.
- *Numele maşinii* este numele de domeniu sau adresa IP a maşinii pe care se găseşte resursa (fişierul).

  Pe lângă numele maşinii, în cadrul acestei componente se poate adăuga numele de utilizator în contul căruia trebuie să se autentifice un client pentru a obţine accesul dorit la resursă. Numele de utilizator se dă în faţa numelui sau adresei maşinii, separat de acesta prin caracterul `@`. Standardul original prevedea şi posibilitatea de-a scrie în URL parola necesară conectării. Această utilizare este nerecomandată.
- *Calea* identifică resursa (fişierul) în cadrul serverului care o găzduieşte. În principiu, ea este calea completă a fişierului cerut, relativă la un director de bază, fixat, al documentelor publice.

URL-urile se pot utiliza şi se utilizează efectiv în multe alte scopuri decât identificarea paginilor web. De exemplu, sistemul *SubVersion* (SVN) utilizează URL-uri de forma `svn://`*maşină*`/`*cale* pentru a referi fişierele dintr-un *repository*.

11.3.2.3. Alte facilităţi HTTP

Antetul răspunsului HTTP oferă mai multe informaţii despre fişierul returnat:

- Tipul conţinutului fişierului este specificat de către server prin intermediul unui antet cu numale `Content-type` şi cu valoarea construită ca şi în cazul antetului `Mime-type` de la poşta electronică. Tot ca şi în cazul lui `Mime-type`, tipul conţinutului poate fi urmat de specificarea codificării utilizate pentru text; de exemplu,

  ```
  Content-type: text/html; charset=utf-8
  ```

  înseamnă că fişierul este de tip HTML, iar codificarea utilizată pentru caractere este UTF-8.
- Data ultimei modificări a fişierului este specificată prin valoarea antetului cu numele `Date`.
- Tipul de compresie utilizat (dacă fişierul returnat este comprimat) este dat ca valoare a antetului `Content-transfer-encoding`.
- Limba în care este scris textul din fişier (dacă este cazul) este returnată ca valoare a antetului `Language:`.

Este posibil ca unui URL să-i corespundă mai multe fişiere pe server, având conţinut echivalent, dar în diverse formate, limbi sau codificări. Pentru a selecţiona varianta dorită, clientul poate anunţa posibilităţile şi preferinţele sale cu privire la tipul de fişier, limbă şi codificare. Antetele corespunzătoare, din cererea clientului, sunt: `Accept`, `Accept-language` şi `Accept-encoding`. Fiecare dintre acestea are ca valoare o listă de variante, în ordinea preferinţei. De exemplu,

```
Accept-language: ro,en,fr
```

solicită serverului, de preferinţă, varianta în limba română a textului. Dacă o variantă în limba română nu este disponibilă, se solicită una în limba engleză, iar în lipsa acesteia una în limba franceză.

Protocolul HTTP permite formularea de cereri condiţionate sau parţiale. O cerere parţială este utilă dacă fişierul cerut este mare şi clientul doreşte să-l aducă din bucăţi sau dacă la o cerere precedentă a căzut legătura după transferul unei părţi din fişier. O cerere condiţionată determină serverul să transmită clientului fişierul numai dacă este îndeplinită o anumită condiţie, cel mai adesea dacă a fost modificat mai recent decât o anumită dată specificată

de client. Dacă nu este îndeplinită condiţia, serverul dă un răspuns format doar din antet, fără conţinutul propriu-zis. Această facilitate este utilă dacă clientul deţine o copie a unui fişier şi doreşte împrospătarea acesteia. Cererea parţială se specifică de către client prin intermediul antetului `Range`; cererea condiţionată se specifică prin antetul `If-modified-since`.

Pentru optimizarea traficului, în cazul în care un client doreşte mai multe fişiere de pe acelaşi server (aceasta se întâmplă adesea în cazul în care clientul aduce un fişier *html*, iar apoi are de adus imaginile şi eventual alte obiecte din document), este prevăzută posibilitatea de-a păstra conexiunea deschisă pe durata mai multor cereri. În acest scop, clientul cere păstrarea conexiunii deschise, plasând în cerere antetul

```
Connection: keep-alive
```

Pentru a nu permite unor clienţi să deschidă o conexiune şi apoi să o lase deschisă la nesfârşit, ţinând ocupate resurse pe server, serverul trebuie configurat să închidă automat conexiunea dacă nu se transferă date o perioadă de timp.

Este uneori util ca un utilizator care accesează un URL să fie redirecţionat automat către alt URL. Aceasta se întâmplă dacă administratorul saitului decide o reorganizare a paginilor şi doreşte ca utilizatorii care au reţinut URL-uri desfiinţate în urma reorganizării să fie redirecţionaţi către paginile corespunzătoare din noua organizare. Această redirectionare se face prin trimiterea de către server a unui antet cu numele `Location` şi având drept conţinut URL-ul spre care se doreşte redirecţionarea clientului. În acest caz, programul client nu afişează conţinutul returnat de server (conţinut care în mod normal lipseşte complet), ci cere şi afişează conţinutul de la URL-ul indicat în antetul `Location`.

11.3.2.4. Proxy HTTP

Un *proxy HTTP* este un proces care, faţă de un client HTTP, acţionează aproape ca un server HTTP, iar pentru satisfacerea cererii contactează serverul solicitat de client şi acţionează, faţă de acest server, ca un client.

Un *proxy HTTP* este utilizat în mod normal pentru următoarele funcţii:

- dacă dintr-o reţea locală există şanse mari ca mai mulţi utilizatori să acceseze aceleaşi pagini web: În acest caz, clienţii *HTTP* ai calculatoarelor din reţea se configurează să utilizeze un acelaşi *proxy HTTP* din reţeaua locală. Dacă există mai multe cereri pentru aceeaşi pagină, la prima cerere *proxy*-ul memorează pagina adusă, iar la următoarele cereri o serveşte clienţilor din memoria locală.

- dacă într-o reţea se utilizează adrese IP locale (vezi § 10.2.4.1 şi § 10.7.2) şi nu se doreşte configurarea unui mecanism de translaţie de adrese (NAT, § 10.7.3): În acest caz, se instalează un *proxy HTTP* pe un calculator din reţeaua locală dar având şi adresă IP publică. Clientul accesează *proxy*-ul prin reţeaua locală, iar *proxy*-ul, având adresă publică, poate accesa fără restricţii serverul dorit.
- dacă este de dorit un control fin asupra paginilor ce pot fi accesate dintr-o reţea locală (de exemplu, pentru a restricţiona accesul angajaţilor la saituri nelegate de activitatea lor normală). În acest caz, se configurează un *proxy* în care se configurează toate restricţiile de acces dorite. Apoi, pentru a împiedica accesul direct, prin evitarea *proxy*-ului, pe ruterul ce leagă reţeaua internă la Internet se configurează un filtru de pachete (§ 10.7.1) care să blocheze pachetele adresate portului TCP 80 al serverelor exterioare.

O diferenţa între protocolul de comunicaţie dintre un client şi un *proxy* faţă de protocolul client-server este că, după o cerere (de exemplu, `GET`), la protocolul client-server urmează calea locală din URL, iar la protocolul client-*proxy* urmează URL-ul solicitat (inclusiv numele protocolului şi numele serverului).

O a doua diferenţă este dată de existenţa unei cereri, `CONNECT`, ce poate fi adresată doar unui *proxy*. La primirea unei cereri `CONNECT`, *proxy*-ul deschide o conexiune către serverul specificat în comanda `CONNECT` şi apoi retrimite datele dinspre client direct spre server şi, reciproc, dinspre server înapoi spre client. În cazul unei cereri `CONNECT`, *proxy*-ul nu se implică mai departe în comunicaţia dintre client şi server. Ca urmare, în acest caz *proxy*-ul nu mai memorează paginile aduse şi nu permite filtrarea cererilor decât după serverul şi portul la care se conectează, în schimb permite tunelarea oricărui protocol (nu numai a protocolului HTTP) între un client dintr-o reţea cu adrese interne şi un server din Internet.

11.3.2.5. Conexiuni securizate: SSL/TLS

SSL — *Secure Sockets Layer*, rom. *nivelul conexiunilor securizate* — este un protocol pentru securizarea conexiunilor. A fost creat de firma Netscape în vederea securizării comunicaţiei între clientul şi serverul HTTP. Protocolul este însă suficient de flexibil pentru a permite oricărei aplicaţii ce comunică prin conexiuni să-l folosească. TLS [RFC 4346, 2006] — *Transport Layer Security*, rom. *securitate la nivel transport* — este derivat din SSL versiunea 3, dar dezvoltat de IETF (Internet Engineering Task Force). În cele ce

urmează, vom discuta doar despre TLS, însă toate chestiunile prezentate sunt valabile şi pentru SSL.

Protocolul TLS presupune existenţa unei legături nesecurizate între un client (entitatea care iniţiază activ comunicaţia) şi un server (entitatea care aşteaptă să fie contactată de către client). Legătura nesecurizată este, în mod obişnuit, o conexiune TCP. Protocolul TLS oferă un serviciu de tip conexiune. TLS asigură confidenţialitatea şi autenticitatea datelor utile transportate. Datele utile transportate de TLS pot aparţine oricărui protocol. Protocolul ale cărui date sunt transportate ca date utile de către TLS este numit *tunelat* prin TLS.

În cadrul iniţierii unei conexiuni TLS, se realizează stabilirea unei chei de sesiune care este utilizată în continuare pentru securizarea transportului datelor utile. Autentificarea stabilirii cheii poate fi unilaterală, doar clientul autentificând serverul cu care a realizat negocierea cheii de sesiune, sau bilaterală. În cazul autentificării unilaterale, se poate utiliza o autentificare a clientului faţă de server în cadrul protocolului tunelat. În acest caz, deoarece serverul este deja autentificat, autentificarea clientului poate fi făcută prin parolă, fără riscul ca parola să fie transmisă unui adversar.

Autentificarea stabilirii cheii de sesiune se face printr-un mecanism de semnătură digitală. Pentru distribuirea sigură a cheilor publice, utilizate în cadrul autentificării, se utilizează certificate (§ 6.3.4).

Serverul trebuie să aibă o pereche de chei pentru semnătură digitală şi un certificat, semnat de o autoritate în care clientul are încredere, pentru cheia publică. La iniţierea conexiunii TLS, serverul transmite clientului certificatul său Clientul verifică faptul că numele din certificat coincide cu numele serverului la care dorea conectarea, că semnătura autorităţii de certificare asupra certificatului este validă, că autoritatea de certificare este de încredere şi, în final, utilizează cheia publică din certificatul clientului pentru a autentifica stabilirea cheii de sesiune. Dacă se doreşte şi autentificarea clientului faţă de server tot prin TLS, atunci clientul trebuie să aibă, la rândul său, o pereche de chei şi un certificat.

În vederea verificării semnăturii din certificat şi a faptului că semnatarul (autoritatea de certificare) este de încredere, fiecare dintre parteneri trebuie să aibă o listă cu cheile autorităţilor de certificare de încredere. Cheia unei autorităţi de certificare este, în mod obişnuit, plasată tot într-un certificat.

Certificatul unei autorităţi de certificare poate fi semnat de către o altă autoritate de certificare sau chiar de către autoritatea posesoare a certificatului. În acest din urmă caz, certificatul se numeşte *certificat autosemnat*

(engl. *self-signed certificate*) sau *certificat rădăcină* (engl. *root certificate*). În majoritatea cazurilor, clientul are o mulţime de certificate autosemnate ale autorităţilor în care are încredere.

Există mai multe produse soft pentru crearea perechilor de chei şi pentru crearea şi semnarea certificatelor. Un astfel de produs este *OpenSSL*, disponibil pe sistemele de tip UNIX.

11.3.2.6. Utilizarea TLS pentru web

Transferul securizat al paginilor web se realizează prin tunelarea protocolului HTTP peste SSL sau TLS. Construcţia realizată se numeşte HTTPS.

URL-urile resurselor accesibile prin conexiuni securizate au, ca nume al protocolului, şirul de caractere `https` (în loc de `http`).

Un navigator web care are de adus o pagină a cărei URL are, în partea de protocol, `https`, execută următoarele:

- Afară de cazul în care URL-ul specifică explicit un număr de port, clientul deschide conexiunea către portul 443 al serverului (în loc de portul 80, implicit pentru HTTP).
- Dacă, în locul contactării directe a serverului web, se utilizează un *proxy*, clientul trimite serverului *proxy* o cerere `CONNECT` pentru stabilirea conexiunii spre server. Prin această conexiune, stabilită prin intermediul *proxy*-ului, se transmit mesajele SSL sau TLS, în cadrul cărora se transmit datele HTTP.
- La deschiderea conexiunii (fie conexiune TCP directă, fie un lanţ de conexiuni TCP prin intermediul *proxy*-ului), are loc mai întâi schimbul de mesaje legat de stabilirea cheii SSL sau TLS. După iniţializarea conexiunii securizate, prin canalul securizat are loc un dialog conform protocolului HTTP. Cu alte cuvinte, cererile şi răspunsurile HTTP constituie date utile pentru nivelul SSL sau TLS.

Autentificarea serverului, în cadrul protocolului TLS, necesită, aşa cum am văzut, ca navigatorul web să dispună de certificatele autorităţilor de certificare de încredere. În general, producătorii de navigatoare încorporează în acestea nişte certificate, ale unor autorităţi de certificare larg recunoscute. Utilizatorul poate însă să dezactiveze oricare dintre aceste certificate, precum şi să adauge alte certificate.

Atragem atenţia asupra unor particularităţi legate de utilizarea HTTPS:

- Deoarece autentificarea serverului, prin mecanismul TLS, se face înaintea trimiterii cererii HTTP, certificatul trimis de server nu poate depinde de antetul `Host` transmis de către client. Ca urmare, dacă mai multe

saituri web securizate sunt găzduite de un acelaşi calculator, este necesar ca aceste saituri să fie distinse prin adresa IP sau prin numărul de port. În cazul în care s-ar utiliza doar antetul `Host` pentru ca serverul să determine saitul cerut de client, serverul ar trimite acelaşi certificat indiferent de saitul dorit de client. Ca urmare, ar exista o nepotrivire între numele din certificat şi numele saitului solicitat de client. În consecinţă, clientul ar declara saitul ca fiind unul fals.

- O pagină web este formată, în mod obişnuit, din mai multe obiecte, cu URL-uri diferite (pagina HTML propriu-zisă şi imaginile din pagină). În aceste condiţii, este posibil ca, într-o aceeaşi pagină, unele dintre elemente să fie securizate şi celelalte elemente să fie nesecurizate. De asemenea, este posibil ca diferite elemente să provină de pe saituri diferite, autentificate prin certificate diferite. Într-un astfel de caz, navigatorul web trebuie să avertizeze utilizatorul.

11.4. PGP/GPG

Preety Good Privacy (PGP) este un program pentru criptarea şi semnarea digitală a mesajelor de poştă electronică şi a fişierelor în general.

Gnu Privacy Guard, abreviat *GPG* sau *GnuPG*, este o reimplementare a PGP, cu statut de soft liber.

Prezentăm în continuare principalele concepte legate de construcţia şi funcţionarea GnuPG.

11.4.1. Structura cheilor GnuPG

PGP criptează mesajele, utilizând metode simetrice şi chei efemere, transmite cheile efemere prin criptare asimetrică şi crează semnături electronice asupra mesajelor.

În acest scop, fiecare utilizator GnuPG trebuie să aibă nişte perechi de chei pentru criptare asimetrică şi pentru semnătură.

GnuPG memorează, în nişte fişiere gestionate de el, cheile publice şi private ale utilizatorului ce execută comanda `gpg`, precum şi cheile publice ale partenerilor utilizatorului ce execută `gpg`.

Descriem în continuare structura cheilor GnuPG, precum şi operaţiile ce pot fi executate asupra cheilor memorate local. Transmiterea cheilor publice între utilizatori va fi descrisă în § 11.4.2.

Afişarea cheilor publice din fişierele gestionate de GnuPG se face prin comanda

```
gpg --list-keys
```

Afişarea cheilor secrete se face prin comanda

```
gpg --list-secret-keys
```

11.4.1.1. Chei primare şi subchei

Cheile GnuPG sunt de două tipuri: *chei primare* şi *subchei*. O cheie primară (de fapt, o pereche primară de chei) este întotdeauna o pereche de chei pentru semnătură digitală. O subcheie (de fapt, sub-pereche de chei) este subordonată unei anumite perechi primare. Fiecare subcheie poate fi cheie de criptare sau cheie de semnătură.

Fiecare utilizator are o cheie primară şi, subordonate acesteia, zero sau mai multe subchei. În modul cel mai simplu de lucru, fiecare utilizator GnuPG are asociate, două perechi de chei: o pereche primară de chei pentru semnătură digitală şi o sub-pereche de chei pentru criptare asimetrică. Perechea de chei de criptare este folosită pentru a trimite mesaje secrete posesorului perechii de chei. Perechea de chei de semnătură este folosită atunci când posesorul trimite mesaje semnate.

Fiecare cheie publică are asociată aşa-numita *amprentă a cheii* (engl. *key fingerprint*). Aceasta este un şir de biţi, calculaţi, printr-o funcţie de dispersie criptografică, din cheia publică respectivă.

Pentru a ne putea referi la o pereche de chei, fiecare pereche de chei (fie ea primară sau subcheie) are asociate doi *identificatori de cheie* (engl. *key ID*):

- *Identificatorul lung* (engl. *long key ID*) este format din 16 cifre hexa. Şansele ca două chei distincte să aibă acelaşi identificator lung sunt extrem de mici, astfel încât identificatorul lung este suficient pentru a identifica unic orice cheie. Totuşi, identificatorul lung nu este utilizabil, în locul amprentei cheii, pentru verificarea autenticităţii acesteia.
- *Identificatorul scurt* (engl. *short key ID*) este format din ultimele 8 cifre hexa ale identificatorului lung. Dacă, într-un anumit context, nu există două chei cu acelaşi identificator scurt, el poate fi folosit pentru a ne referi la o cheie.

Identificatorul unei perechi de chei este calculat, printr-o funcţie de dispersie, din cheia publică din pereche.

Identificatorii scurţi ai cheilor pot fi listaţi prin comanda

```
gpg --list-keys
```

Pentru a lista identificatorii lungi, se poate da comanda

```
gpg --with-colons --list-keys
```

Amprenta unei chei primare se poate afla prin comanda

`gpg --fingerprint` *id-cheie*

unde *id-cheie* este fie identificatorul scurt sau lung al cheii primare sau al unei subchei subordonate acesteia, fie numele real, adresa de poştă electronică sau numele complet al proprietarului cheii.

11.4.1.2. Utilizatori şi identităţi

Fiecărei chei primare îi este asociată una sau mai multe *identităţi*. Fiecare identitate este un nume complet de utilizator, format din trei componente: *numele real* (numele şi prenumele persoanei), *adresa de poştă electronică* şi, opţional, un *comentariu*. În scrierea numelui complet, adresa de poştă electronică se scrie între semne *mai mic* şi *mai mare*, iar comentariul se scrie între paranteze. Exemple:

```
Ion Popescu <ion@example.com>
Gheorghe Ionescu (Presedinte ONG) <gion@ong.example.com>
```

Este posibil ca o cheie primară să aibă asociate mai multe identităţi. Acest lucru este util dacă un utilizator are mai multe adrese de poştă electronică şi doreşte asocierea tuturor acestora cu aceeaşi cheie.

Reciproc, un acelaşi nume complet poate fi asociat mai multor chei primare. Acest lucru se întâmplă deoarece nu poate nimeni să împiedice doi utilizatori să genereze două chei şi să le asocieze acelaşi nume complet.

Mai mult, această posibilitate este utilizată frecvent în situaţia în care cheia primară a unui utilizator expiră sau este revocată. În această situaţie, utilizatorul poate crea o nouă cheie primară căreia să-i asocieze acelaşi nume complet.

11.4.1.3. Generarea şi modificarea cheilor

Generarea unei chei primare se face cu comanda

```
gpg --gen-key
```

Comanda este interactivă, solicitând utilizatorului următoarele informaţii: tipul cheilor generate şi dimensiunea acestora, durata de valabilitate a cheilor, numele complet al utilizatorului şi parola utilizată pentru criptarea cheii secrete.

Comanda generează o pereche primară de chei (de semnătură) şi îi asociază o identitate. Opţional, comanda poate genera şi o sub-pereche de

chei de criptare, subordonată perechii primare. Ulterior, se pot adăuga noi subchei şi identităţi sau se pot şterge subcheile şi identităţile asociate.

La generarea cheilor, GnuPG afişează amprenta a cheii primare generate. Este bine ca utilizatorul să noteze amprenta cheii generate. Acest lucru este util la transmiterea cheii publice către partenerii de comunicaţie.

Pentru o cheie primară dată, proprietarul ei poate crea (şi, eventual, şterge) subchei. Pentru acestea, se lansează comanda

`gpg --edit-key` *cheie*

La lansarea acestei comenzi, `gpg` aşteaptă, de la utilizatori, subcomenzi pentru modificarea unor date privitoare la cheia primară identificată prin parametrul *cheie*. Terminarea seriei de subcomenzi se face dând, mai întâi, subcomanda `save` pentru a memora efectiv modificările efectuate, urmată de subcomanda `quit`.

Crearea unei noi subchei se face cu subcomanda `addkey`. Subcheia creată poate fi o cheie de criptare sau o cheie de semnătură.

La ştergerea unei subchei se utilizează subcomenzile `key` şi `delkey`. Ştergerea unei subchei este utilă doar dacă subcheia nu a fost încă transmisă nimănui. Nu există o metodă simplă de a propaga ştergerea asupra cópiilor subcheii respective. Ca urmare, dacă proprietarul doreşte ca o subcheie, deja transmisă partenerilor săi, să nu mai fie utilizată, soluţia este revocarea subcheii şi nu ştergerea ei.

Pentru a adăuga, şterge sau revoca o identitate asociată unei chei, se lansează comanda

`gpg --edit-key` *cheie*

şi apoi se utilizează subcomenzile: `adduid`, `uid`, `deluid`, `revuid`, `primary`. După modificarea identităţilor asociate unei chei primare, este necesară retransmiterea cheii spre partenerii de comunicaţie (vezi § 11.4.2.1).

11.4.1.4. Controlul perioadei de valabilitate a cheilor

Valabilitatea unei chei sau subchei este controlată pe două căi: prin fixarea unei perioade de valabilitate, după expirarea căreia cheia nu mai este validă, şi prin revocarea cheii. Controlul valabilităţii unei chei este necesar pentru a preîntâmpina utilizarea unei chei publice în cazul în care cheia secretă corespunzătoare a fost aflată de o persoană neautorizată.

Perioada de valabilitate a unei chei sau subchei se fixează la generarea acesteia. Ulterior, perioada de valabilitate poate fi modificată cu comanda

`gpg --edit-key` *cheie*

cu subcomenzile `key` şi `expire`.

Pentru revocarea unei chei primare, se crează un *certificat de revocare*, semnat de proprietarul cheii primare. Certificatul de revocare se transmite apoi partenerilor de comunicaţie.

Generarea certificatului de revocare se face prin comanda

`gpg -a -o` *fişier* `--edit-key` *cheie*

Certificatul de revocare este scris în fişierul cu nume *fişier*. Pentru ca revocarea să aibă efect, certificatul de revocare trebuie importat prin comanda

`gpg --import` *fişier*

Odată importat un certificat de revocare pentru o cheie primară, semnăturile create cu acea cheie primară sau cu o subcheie a acesteia sunt considerate invalide şi, în general, la orice utilizare a acelei chei sau a unei subchei `gpg` dă un avertisment. De asemenea, atunci când acea cheie primară este transmisă spre alţi utilizatori (vezi § 11.4.2.1), certificatul de revocare este transmis împreună cu cheia revocată.

Ca utilizare recomandabilă, este bine ca, la crearea unei chei primare, proprietarul ei să genereze imediat un certificat de revocare pe care să-l ţină într-un loc sigur. În cazul în care pierde cheia sau bănuieşte că acea cheie secretă a fost aflată de un adversar, proprietarul transmite partenerilor săi certificatul de revocare. Înainte de revocare, certificatul de revocare trebuie să nu poată fi citit de nimeni; în caz contrar, un adversar care obtine certificatul de revocare poate provoca neplăceri proprietarului revocându-i cheia.

Revocarea unei subchei constă în adăugarea la subcheie a unui marcaj, semnat de proprietarul subcheii, prin care se anunţă că acea subcheie trebuie să nu mai fie utilizată. O subcheie revocată este tratată similar cu o subcheie sau cheie expirată: dacă se încearcă utilizarea ei, `gpg` dă un mesaj de avertisment.

Revocarea unei subchei se face cu ajutorul comenzii

`gpg --edit-key` *cheie*

cu subcomenzile `key` şi `revkey`.

De notat că, după revocarea sau schimbarea perioadei de valabilitate a unei subchei, subcheia modificată trebuie să ajungă la partenerii proprietarului cheii (vezi § 11.4.2.1).

11.4.1.5. Gestiunea cheilor secrete

GnuPG plasează cheile secrete într-un fişier gestionat de GnuPG. Acest fişier este creat cu drepturi de citire (în sistemul de operare) doar pentru utilizatorul curent.

Cheile sunt, în mod normal, criptate cu o parolă dată de utilizator. Parola de criptare poate fi schimbată cu comanda

`gpg --edit-key` *cheie*

subcomanda `passwd`.

Cheile secrete pot fi exportate, prin comanda

`gpg -a -o` *fişier* `--export-secret-keys` *cheie*

Această comandă exportă cheia secretă primară identificată prin parametrul *cheie*, precum şi subcheile sale secrete. Cheile secrete pot fi importate prin comanda

`gpg --import` *fişier*

Acest lucru este util dacă utilizatorul lucrează pe mai multe calculatoare şi doreşte să utilizeze aceeaşi chei pe mai multe calculatoare. Cheia secretă este exportată în forma criptată.

Există posibilitatea de-a exporta doar subcheile secrete ale unei chei primare. Acest lucru se face prin comanda

`gpg -a -o` *fişier* `--export-secret-subkeys` *cheie*

Cu ajutorul acestei comenzi, un utilizator poate ţine cheia primară secretă pe un calculator sigur şi poate transmite subcheile secrete către un calculator mai puţin sigur pe care îl utilizează frecvent. În acest mod, el poate utiliza calculatorul mai nesigur pentru transmite mesaje semnate şi primi mesaje criptate utilizând subcheile, fără însă a risca compromiterea cheii primare în cazul în care cineva ar sparge acel calculator. Pentru o astfel de utilizare, subcheile se crează cu durată de valabilitate scurtă şi se revocă la nevoie. Cheia primară este bine să aibă durată lungă de utilizare pentru a beneficia de semnăturile obţinute de la alţi utilizatori asupra ei (vezi § 11.4.2.2).

11.4.2. Transmiterea şi certificarea cheilor publice

11.4.2.1. Transmiterea cheilor publice

Cheile publice primare, identităţile asociate, semnăturile asupra identităţilor (vezi § 11.4.2.2), subcheile publice subordonate cheilor primare şi certificatele de revocare ale cheilor primare sau subcheilor sunt memorate într-un fişier gestionat de GnuPG.

Transmiterea acestor obiecte de la un utilizator la altul se poate face prin două metode:

- prin fişiere (transmise, de exemplu, prin poştă electronică sau prin web);
- prin *servere de chei*.

La transmiterea prin fişiere, un utilizator exportă una sau mai multe chei primare, împreună cu identităţile, semnăturile, subcheile şi certificatele de revocare asociate acelor chei primare, într-un fişier. Celălalt utilizator primeşte fişierul (transmis prin poştă electronică, web, pe o dischetă sau prin alte mijloace) şi îi importă conţinutul în GnuPG-ul local.

Exportul unei chei publice primare, împreună cu toate identităţile, subcheile publice, semnăturile şi certificatele de revocare asociate, se face prin comanda

`gpg -a -o` *fişier* `--export` *cheie*

unde parametrul *cheie* este identificatorul cheii sau a uneia dintre subchei sau numele utilizatorului căreia îi aparţine, iar parametrul *fişier* reprezintă fişierul în care se vor scrie datele. Parametrul *cheie* poate lipsi sau poate să nu identifice o unică cheie primară; în acest caz, toate cheile primare respective sunt exportate.

Importarea unei chei dintr-un fişier se face prin comanda

`gpg --import` *fişier*

Prin operaţia de import, cheile şi celelalte obiecte din fişierul importat sunt adăugate celor locale sau, eventual, le modifică pe acestea. Niciodată însă nu sunt şterse obiecte locale pe motiv că nu se regăsesc în fişierul importat. Din acest motiv, ştergerea unei chei primare, subchei, identităţi sau semnături nu poate fi transmisă asupra partenerilor de comunicaţie. Invalidarea unei chei, identităţi sau semnături se poate face doar prin revocarea acesteia şi apoi transmiterea certificatului de revocare.

La transmiterea prin servere de chei, primul utilizator încarcă, pe un *server de chei*, cheile şi celelalte obiecte de transmis, iar celălalt utilizator le descarcă de pe serverul de chei.

Transmiterea unei chei primare şi a obiectelor asociate către un server de chei se face prin comanda

`gpg --keyserver` *server* `--send-key` *cheie*

Descărcarea unei chei şi a obiectelor asociate de pe un server de chei se face prin comanda

`gpg --keyserver` *server* `--recv-key` *cheie*

unde *cheie* este identificatorul unei chei (nu poate fi numele posesorului cheii). Aflarea identificatorului cheii unui utilizator se poate face prin comanda

`gpg --keyserver` *server* `--search-key` *nume-utilizator*

Este important de notat că, implicit, GnuPG nu consideră o cheie proaspăt importată ca fiind autentică. La utilizarea unei chei publice a cărei autenticitate nu a putut fi verificată, GnuPG dă un mesaj de avertizare. Verificarea autenticităţii este descrisă în paragraful următor.

11.4.2.2. Verificarea autenticităţii cheilor

GnuPG verifică automat, înainte de utilizarea unei chei publice, autenticitatea acesteia. Autenticitatea cheilor se verifică cu ajutorul certificatelor (vezi § 6.3.4). În terminologia GnuPG, un certificat este numit *semnătură asupra unei chei*.

O sub-cheie este în mod normal semnată cu cheia primară căreia îi este subordonată. O sub-cheie a cărei semnătură este validă este considerată autentică dacă şi numai dacă cheia primară coresunzătoare este considerată autentică. În consecinţă, dacă se importă noi sub-chei pentru o cheie primară declarată autentică, sub-cheile respective sunt imediat considerate autentice.

Restul paragrafului de faţă tratează doar cheile primare. Reamintim că o cheie primară este întotdeauna o cheie de semnătură.

O cheie publică pentru care GnuPG dispune de cheia secretă corespunzătoare este automat considerată autentică. De asemenea, este considerată autentică orice cheie specificată printr-o opţiune

`--trusted-key` *cheie*

fie la execuţia comenzii `gpg`, fie în fişierul cu opţiunile implicite. În afara acestor două cazuri, GnuPG consideră o cheie autentică numai dacă dispune de un certificat valid pentru ea şi mai sunt îndeplinite următoarele condiţii:

- cheia cu care este semnat certificatul este deja declarată ca autentică,
- semnatatul certificatului este considerat de încredere.

GnuPG reţine, asociate fiecărei chei primare, două informaţii (independente una de alta):

- *dacă autenticitatea ei este verificată sau nu*;
- *nivelul de încredere*, acordat de utilizatorul care execută `gpg`, proprietarului acelei chei.

Un utilizator poate acorda proprietarului unei chei:

- *încredere deplină* (*full trusting*) — semnătura acelui utilizator asupra unei identităţi este suficientă pentru ca acea identitate să fie considerată verificată;
- *încredere minimală* (*marginally trusting*) — o identitate semnată doar de utilizatori de încredere minimală să fie considerată verificată este necesar un anumit număr de astfel de semnături (implicit 3).
- *zero încredere* (*no trusting*) — semnătura unui astfel de utilizator nu este luată în considerare.

Nivelul de încredere acordat proprietarului unei chei este implicit zero. El poate fi modificat cu comanda

`gpg --edit-key` *cheie*

şi subcomanda `trust` a acesteia.

Implicit, GnuPG are încredere deplină în proprietarul unei chei pentru care dispune de cheia secretă corespunzătoare (altfel spus, în utilizatorul care lansează comanda `gpg`), precum şi în proprietarii cheilor specificate prin opţiunea `--trusted-key`.

Crearea, de către utilizatorul ce execută `gpg`, a unei semnături asupra unei identităţi asociate unei chei se face prin comanda

`gpg --sign-key` *cheie*

sau

`gpg --lsign-key` *cheie*

În cazul primeia dintre comenzi, semnătura poate fi transmisă şi altor utilizatori GnuPG (vezi § 11.4.2.1). A doua comandă crează o semnătură pentru uz local.

Este esenţial, pentru securitatea sistemului, ca un utilizator să nu semneze un set de chei fără să-i verifice mai întâi autenticitatea. Autenticitatea setului de chei se poate asigura în două moduri:

- Fişierul din care se importă setul de chei este adus pe o cale sigură, de exemplu printr-o dischetă dată personal de către proprietarul cheii sau este descărcat de pe un sait web securizat (*https*) şi de încredere.
- Întâi, amprenta cheii primare este transmisă pe o cale sigură, de exemplu pe un bilet scris de către proprietarul cheii sau printr-o convorbire telefonică cu proprietarul cheii. Apoi, la importarea şi semnarea setului de chei, utilizatorul verifică amprenta cheii primare din set.

11.4.3. Transmiterea mesajelor criptate sau semnate

Crearea unui mesaj criptat şi semnat se face astfel:

`gpg -o` *fiş-ieşire* `-r` *cheie-dest* `-se` *fiş-intrare*

sau

`gpg -a -o` *fiş-ieşire* `-r` *cheie-dest* `-se` *fiş-intrare*

unde *fiş-intrare* este fişierul ce trebuie semnat şi criptat, *fiş-ieşire* este fişierul în care comanda `gpg` va pune datele criptate şi semnate, iar *cheie-dest* reprezintă numele utilizatorului destinaţie sau identificatorul cheii de criptare de utilizate. Cea de-a doua variantă produce un fişier text ASCII, prin recodificare în baza 64.

Un mesaj poate fi adresat mai multor destinatari; pentru aceasta, se pot da, în comanda `gpg`, mai multe opţiuni `-r`, fiecare urmată de numele unui utilizator destinaţie. Oricare dintre destinatarii astfel specificaţi poate să decripteze mesajul criptat.

La criptarea unui mesaj, GnuPG generează aleator o cheie efemeră, criptează textul clar utilizând cheia efemeră, iar apoi criptează cheia efemeră utilizând cheia publică a destinatarului. Dacă sunt mai mulţi destinatari, GnuPG criptează, pentru fiecare destinatar, câte o copie a cheii efemere, utilizând cheia publică a acelui destinatar.

Decriptarea unui mesaj se face prin comanda

`gpg -o` *fiş-ieşire* `--decrypt` *fiş-intrare*

unde *fiş-intrare* este fişierul semnat şi criptat, iar *fiş-ieşire* este fişierul în care comanda `gpg` va pune rezultatul decriptării. Comanda verifică şi semnătura şi afişează pe ecran rezultatul verificării.

Se pot genera mesaje numai criptate sau numai semnate.

Transmiterea unui mesaj criptat dar nesemnat nu este recomandabilă, deoarece destinatarul nu poate avea nici un fel de certitudine asupra autenticităţii mesajului. Comanda de criptare este similară cu cea pentru criptare şi semnare, dar cu `-e` în loc de `-se`. Comanda de decriptare este identică cu cea pentru un mesaj criptat şi semnat.

Pentru generarea unui mesaj semnat dar necriptat există trei posibilităţi: semnătură inclusă în mesaj, semnătură detaşată şi semnătură în clar.

Semnătura inclusă se generează similar cu generarea unui mesaj criptat şi semnat, dar lipsesc destinatarii (opţiunile `-r`) şi în loc de `-se` se dă doar `-s`. Fişierul generat conţine datele originale şi semnătura. Extragerea datelor

şi verificarea semnăturii se face exact ca în cazul unui mesaj criptat şi semnat, adică prin comanda:

`gpg -o` *fiş-ieşire* `--decrypt` *fiş-intrare*

Semnătura detaşată se generează prin comanda

`gpg -a -o` *fiş-sign* `--detach-sign` *fiş-date*

Rezultatul comenzii este scrierea în fişierul *fiş-sign* a semnăturii conţinutului fişierului *fiş-date*. Fişierul produs, *fiş-sign*, este mic şi conţine doar semnătura; datele utile nu pot fi recuperate din el. Verificarea semnăturii se face prin comanda:

`gpg --verify` *fiş-sign fiş-date*

Semnătura detaşată este utilă deoarece păstrează intact fişierul de date, nefiind nevoie de `gpg` pentru recuperarea datelor. De asemenea, permite mai multor utilizatori să semneze un acelaşi fişier de date.

În fine, semnătura în clar se poate utiliza doar dacă datele sunt text ASCII. Semnătura se generează prin comanda:

`gpg -o` *fiş-ieşire* `--clearsing` *fiş-intrare*

Fişierul astfel produs este un fişier text, care poate fi citit uşor de către utilizatorul uman. Textul original este pus între nişte marcaje, iar semnătura este adăugată la sfârşit. Verificarea semnăturii se face prin comanda:

`gpg --verify` *fiş*

Semnătura în clar este utilă pentru semnarea documentelor text. Acestea rămân uşor de citit de către om şi, spre deosebire de semnătura detaşată, datele utile şi semnătura sunt puse într-un singur fişier.

Dacă GnuPG are mai multe chei secrete (inclusiv subchei, § 11.4.1.1) utilizabile pentru semnătură, se poate specifica ce cheie trebuie utilizată pentru crearea semnăturii. Specificarea cheii se face adăugând opţiunea

`-u` *cheie*

GnuPG se utilizează curent pentru autentificarea softului liber. În acest scop, alături de programul distribuit, se distribuie un fişier ce conţine semnătura detaşată a fişierului ce conţine programul.

Bibliografie

[Boian 1999] Florian Mircea Boian. *Programarea distribuită în Internet*. Editura Albastră, 1999.

[Cohen 1980] Danny Cohen. *On holy wars and a plea for peace*, 1980. `http://www.ietf.org/rfc/ien/ien137.txt`.

[Crstici et al. 1981] B. Crstici, T Bânzaru, O. Lipovan, M. Neagu, N. Neamţu, N. Neuhaus, B. Rendi, D. Rendi, I Sturz. *Matematici speciale*. Editura didactică şi pedagogică, Bucureşti, 1981.

[Howard & LeBlanc 2003] Michael Howard, David LeBlanc. *Writing secure code*. Microsoft Press, 2003.

[IANA,] `http://www.iana.org`.

[IEEE 802.11, 1999] IEEE Computer Society. *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*, 1999.

[IEEE 802.11F, 2003] IEEE Computer Society. *802.11F^{TM} IEEE Trial-Use Recommended Practice for Multi-Vendor Access Point Interoperability via an Inter-Access Point Protocol Across Distribution Systems Supporting IEEE 802.11^{TM} Operation*, 2003.

[IEEE 802.11i, 2004] IEEE Computer Society. *802.11i^{TM} Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, Amendment 6: Medium Access Control (MAC) Security Enhancements*, 2004.

[IEEE 802.1D, 2004] IEEE Computer Society. *Media Access Control (MAC) Bridges*, 2004.

[IEEE 802.1Q, 2003] IEEE Computer Society. *802.1Q^{TM}. IEEE Standards for Local and metropolitan area networks: Virtual Bridged Local Area Networks*, 2003.

[IEEE 802.1X, 2001] IEEE Computer Society. *802.1X^{TM}. Port-Based Network Access Control*, 2001.

[IEEE 802.3, 2005] IEEE Computer Society. *Carrier sense multiple access with collision detection (CSMA/CD) access method and physical layer specifications*, 2005.

[Kurose & Ross 2003] JAMES F. KUROSE, KEITH W. ROSS. *Computer networking — A top-down approach featuring the Internet.* Addison-Wesley, 2003.

[Menezed et al. 1997] A. MENEZED, P. VAN OORSCHOT, S. VANSTONE. *Handbook of Applied Cryptography.* CRC Press, 1997.

[Nicolau 1987] EDMOND NICOLAU. *Radiotehnica.* Manualul inginerului electronist. Editura tehnică, Bucureşti, 1987.

[Prasad 2003] K.V. PRASAD. *Principles of Digital Communication Systems and Computer Networks.* Charles River Media, 2003.

[RFC 1034, 1987] *Domain names — concepts and facilities*, 1987.

[RFC 1035, 1987] *Domain names — implementation and specification*, 1987.

[RFC 1149, 1990] *A Standard for the Transmission of IP Datagrams on Avian Carriers*, 1990.

[RFC 1323, 1992] *TCP Extensions for High Performance*, 1992.

[RFC 1518, 1993] *An Architecture for IP Address Allocation with CIDR*, 1993.

[RFC 1661, 1994] *The Point-to-Point Protocol (PPP)*, 1994.

[RFC 1700, 1994] *Assigned numbers*, 1994.

[RFC 1918, 1996] *Address Allocation for Private Internets*, 1996.

[RFC 1981, 1996] *Path MTU Discovery for IP version 6*, 1996.

[RFC 1995, 1996] *Icremental Zone Transfer in DNS*, 1996.

[RFC 1996, 1996] *A Mechanism for Prompt Notification of Zone Changes (DNS NOTIFY)*, 1996.

[RFC 2045, 1996] *Multipurpose Internet Mail Extensions (MIME) Part One: Format of Internet Message Bodies*, 1996.

[RFC 2046, 1996] *Multipurpose Internet Mail Extensions (MIME) Part Two: Media Types*, 1996.

[RFC 2047, 1996] *Multipurpose Internet Mail Extensions (MIME) Part Three: Message Header Extensions for Non-ASCII Text*, 1996.

[RFC 2104, 1997] *HMAC: Keyed-Hashing for Message Authentication*, 1997.

[RFC 2183, 1997] *Communicating Presentation Information in Internet Messages: The Content-Disposition Header Field*, 1997.

[RFC 2317, 1998] *Classless IN-ADDR.ARPA delegation*, 1998.

[RFC 2440, 2007] *OpenPGP Message Format*, 2007.

[RFC 2460, 1998] *Internet Protocol, Version 6 (IPv6) Specification*, 1998.

[RFC 2463, 1998] *Internet Control Message Protocol (ICMPv6) for the Internet Protocol Version 6 (IPv6) Specification*, 1998.

[RFC 2822, 2001] *Internet Message Format*, 2001.

[RFC 3156, 2001] *MIME Security with OpenPGP*, 2001.

[RFC 3596, 2003] *DNS Extensions to Support IP Version 6*, 2003.

[RFC 3748, 2004] *Extensible Authentication Protocol (EAP)*, 2004.

[RFC 4253, 2006] *The Secure Shell (SSH) Transport Layer Protocol*, 2006.

[RFC 4346, 2006] *The Transport Layer Security (TLS) Protocol Version 1.1*, 2006.

[RFC 765, 1985] *File Transfer Protocol (FTP)*, 1985.

[RFC 791, 1981] *Internet Protocol — DARPA Internet Program Protocol Specification*, 1981.

[RFC 792, 1981] *Internet Control Message Protocol — DARPA Internet Program Protocol Specification*, 1981.

[RFC 793, 1981] *Transmission Control Protocol — DARPA Internet Program Protocol Specification*, 1981.

[RFC 822, 1982] *Standard for the format of ARPA Internet text messages*, 1982.

[Rogaway 1995] P. ROGAWAY. *Problems with Proposed IP Cryptography*, 1995. `http://www.cs.ucdavis.edu/~rogaway/papers/draft-rogaway-ipsec-commen% ts-00.txt`.

[S/MIME,] *S/MIME Mail Security (smime)*. `http://www.ietf.org/html.charters/smime-charter.html`.

[Spătaru 1965] AL. SPĂTARU. *Teoria transmisiunii informaţiei*. Editura Tehnică, Bucureşti, 1965.

[Stevens 1994] RICHARD STEVENS. *TCP-IP illustrated*. Addison-Wesley, 1994.

[Tanenbaum 1995] ANDREW S. TANENBAUM. *Distributed Operating Systems*. Prentice Hall, 1995.

[Tanenbaum 2003] ANDREW S> TANENBAUM. *Reţele de calculatoare*. Byblos, 2003.

Index

UNIVERSITATEA „POLITEHNICA” DIN BUCUREȘTI
FACULTATEA TRANSPORTURI

Departamentul Telecomenzi și Electronică în Transporturi

Rețele de calculatoare
Curs

București
2017

Cuprins

Capitolul 1. Introducere

1.1 Rețele de calculatoare. Internet

O rețea de calculatoare constă dintr-un număr de calculatoare autonome, interconectate astfel încât să fie capabile să schimbe informație între ele, ce pot funcționa independent pe baza unui sistem de operare/software propriu [1]. Termenul *calculator* ce va fi utilizat în acest curs va include de fapt, și va fi substituit uneori de orice tip de mașină de calcul, computer, dispozitiv sau echipament ce se poate conecta la o rețea de comunicație.

Internetul este o rețea de rețele care interconectează sute de milioane de calculatoare din întreaga lume. Nu cu mult timp în urmă, acestea erau, în primul rând, computere tradiționale, stații de lucru Linux și așa-numitele servere care stochează și transmit informații cum ar fi paginile web sau mesajele de poștă electronică. Cu toate acestea, tot mai multe sisteme *netradiționale* cum ar fi laptopuri, telefoane inteligente (*smartphone*), tablete, televizoare, console de jocuri, camere web, automobile, senzori sau elemente de acționare sau control au început să fie conectate la Internet [2]. În jargonul de Internet, toate acestea sunt numite gazde (*host*) sau sisteme finale (*end system*).

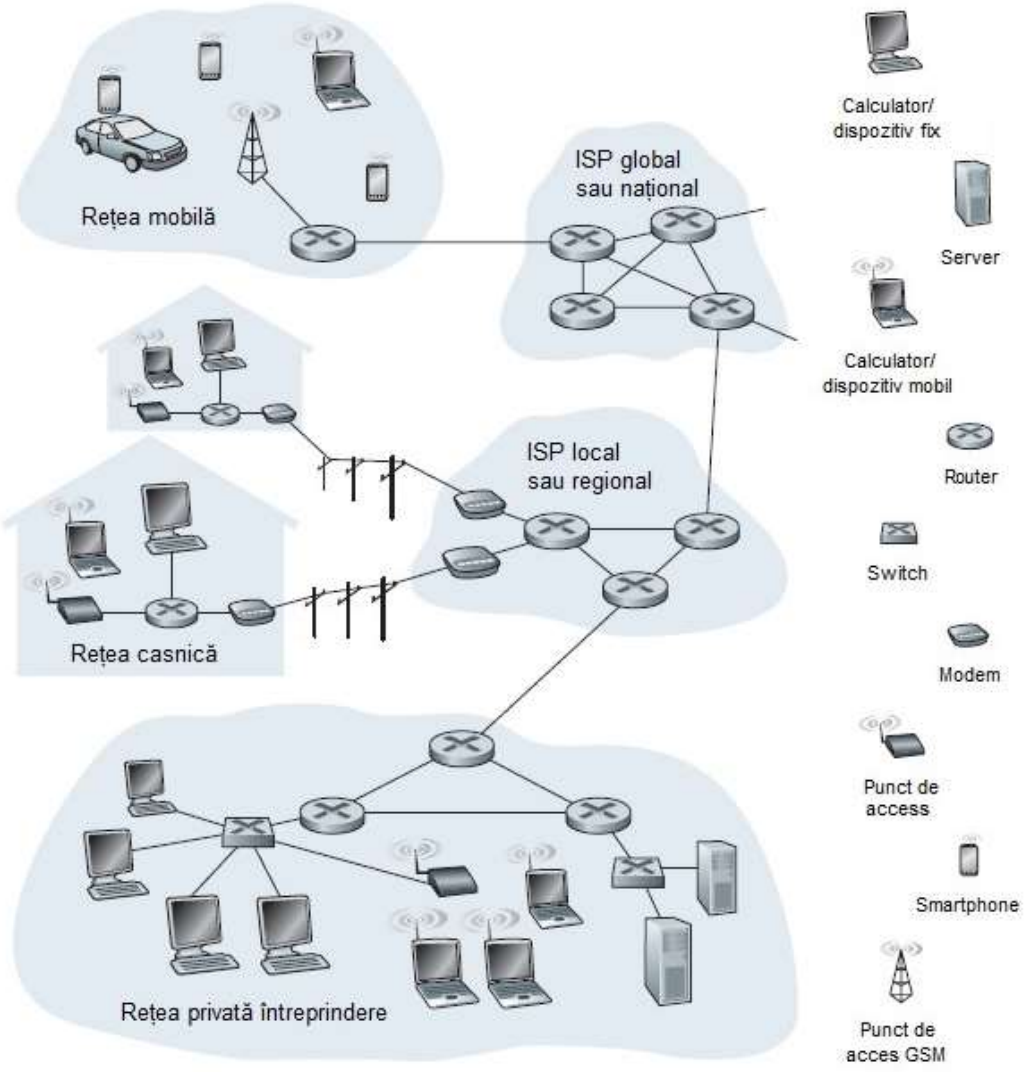


Figura 1. Structura tipică a Internetului [2]

Echipamentele de rețea menționate în Figura 1 sunt unele dintre cele mai des întâlnite în cadrul rețelei Internet, rolul acestora putând fi descris pe scurt astfel:

- Comutatorul (*Switch*) conectează în aceeași rețea mai multe calculatoare ce utilizează comunicații prin fir.
- Punctele de acces permit conectarea la o rețea a calculatoarelor ce utilizează comunicații fără fir.
- Modem-ul conectează între ele două rețele ce folosesc tehnologii diferite.
- Serverul gestionează rețelele și furnizează serviciile de rețea.
- *Router*-ul interconectează rețelele între ele.

Scopul principal al existenței Internetului este furnizarea de servicii pentru diverse aplicații: navigare pe Web, poștă electronică, control de la distanță, acces la rețele sociale, mesagerie instant, transfer de fișiere, Voice-over-IP, transmisii video și TV, jocuri, IoT, IoV, etc [2].

Conform datelor actuale sau statistice, numărul dispozitivelor conectate la Internet și evoluția acestuia sunt impresionante:

- În iulie 2011 existau aproape 2 miliarde [2]. În 2017 vor fi mai mult de 20 de miliarde (Figura 1) [3].
- La sfârșitul anului 2016 se estima că 328 de milioane de noi dispozitive sunt conectate la Internet în fiecare lună [4].
- 75 de miliarde vor fi conectate până în anul 2020 [5].
- Până în anul 2022 în fiecare casă vor exista circa 500 de dispozitive conectate [4].

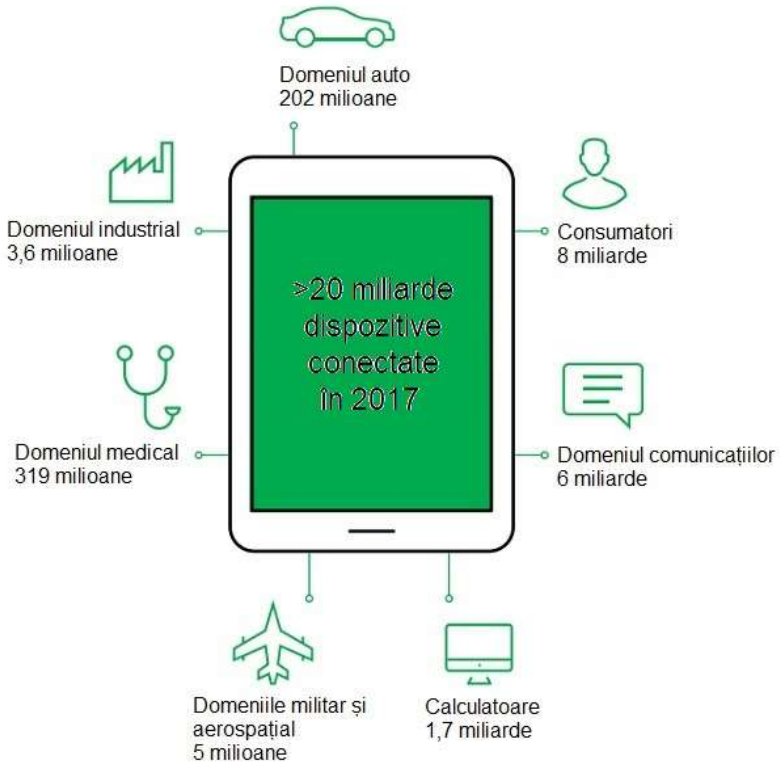


Figura 2. Evoluția numărului de dispozitive conectate la Internet pentru anul 2017 [3]

Așa cum se poate observa, sistemele finale sunt conectate împreună de o rețea de **legături de comunicație** și **comutatoare de pachete**. Atunci când un calculator are date de trimis către altul, expeditorul împarte datele în segmente mai mici și adaugă octeți de **antet** (*header*) fiecăruia. Segmentele de informații rezultate, cunoscute sub numele de **pachete** (*packet*), sunt apoi trimise prin rețea către calculatorul de destinație, unde sunt reasamblate în datele originale [2]. Un câmp de adresă din fiecare pachet specifică destinatarul.

Există două tipuri de legături de comunicație care sunt utilizate pe scară largă: punct-la-punct (*point-to-point*) și de difuzare (*broadcasting*) [6]:

- Legăturile punct-la-punct conectează perechi individuale de calculatoare. Pentru ca pachetele să ajungă de la sursă la destinație într-o rețea formată din legături punct-la-punct, de cele mai multe ori, acestea trec prin echipamente intermediare numite **comutatoare de pachete**. La primirea unui pachet, fiecare calculator verifică câmpul de adresă. Dacă pachetul este destinat acestuia va fi procesat; dacă este adresat unui alt destinatar, pachetul va fi ignorat sau transmis mai departe către un alt nod din rețea.
- Într-o rețea de difuzare, canalul de comunicații este împărțit de toate calculatoarele din rețea (de exemplu, rețelele *wireless*); pachetele trimise de oricare dintre acestea sunt primite de toate celelalte. Sistemele de difuzare de obicei oferă și posibilitatea trimiterii unui pachet către toate destinațiile prin utilizarea unui cod special în câmpul de adresă. Când un pachet cu acest cod este transmis, acesta este primit și procesat de fiecare calculator din rețea.

Un comutator de pachete ia un pachet care sosește pe una dintre legăturile de comunicație de intrare și îl trimite mai departe pe una dintre legăturile de ieșire. Cele mai cunoscute comutatoare de pachete sunt ***router***-ele și ***switch***-urile. *Switch*-urile sunt de obicei utilizate în rețelele de acces, iar *router*-ele în nucleele rețelelor. Succesiunea legăturilor de comunicație și a comutatoarelor traversate de un pachet de la calculatorul sursă către cel destinație este cunoscută ca o **rută** (*route*) sau o **cale** (*path*) prin rețea [2]. Deseori sunt posibile mai multe rute, de lungimi diferite, găsirea celor bune fiind un lucru important.

1.2 Performanța rețelelor

Performanța unei rețele definește calitatea serviciilor oferite utilizatorilor acesteia și este afectată de diverși factori precum lățimea de bandă, rata de transfer, întârzierile sau pierderile.

În domeniul telecomunicațiilor, mai exact când este vorba de procesarea semnalelor, lățimea de bandă (*bandwidth*) reprezintă dimensiunea unui domeniu de frecvențe disponibil și se măsoară în Hertzi. În cazul unei legături de comunicație dintre două calculatoare lățimea de bandă reprezintă o măsură a capacității **maxime** de transmitere a informației prin acea legătură într-un interval de timp și se măsoară în biți pe secundă.

Rata de transfer efectivă (*throughput* sau *data rate*) reprezintă cantitatea de informație ce se poate transmite la **un moment dat** printr-o legătură de comunicație, aceasta putând să

depindă de unele restricții, de numărul de utilizatori care folosesc rețeaua în cazul în care aceasta este partajată, de perturbațiile care o afectează, etc.

Cel mai adesea, comutatorul de pachete trebuie să transmită printr-o singură legătură de comunicație pachete venite de la mai multe calculatoare conectate la acesta. Cea mai utilizată metodă se numește *store-and-forward* (stochează și trimite mai departe) prin care pachetele sunt stocate într-o memorie tampon (*buffer*) și sunt transmise mai departe numai dacă legătura de comunicație este liberă. Aceasta duce la apariția unei întârzieri (*queuing delay*) a cărei valoare depinde de numărul de pachete primite de comutator precum și de gradul de congestie al rețelei.

Dacă întârzierile sunt prea mari și memoria tampon se umple, toate pachetele care sosesc la comutator pentru a fi trimise mai departe prin legătura de comunicație congestionată vor fi refuzate, ceea ce duce la pierderi de pachete (*packet loss*).

Alte întârzieri care pot să apară se datorează timpului necesar pentru procesarea pachetului pentru a afla prin care legătură de comunicație trebuie trimis, timpului necesar pentru a transmite un pachet (dimensiunea pachetului raportată la rata de transfer a legăturii de comunicație), precum și timpului de propagare prin mediul de comunicație (lungimea acestuia raportată la viteza de propagare, ce poate fi egală sau puțin mai mică decât viteza luminii, în funcție de caracteristicile fizice ale mediului).

Toate întârzierile menționate, precum și altele, cumulate determină latența rețelei (*latency*) ce poate fi testată și minimizată.

1.3 Tipuri de rețele

Dimensiunea unei rețele poate fi exprimată de aria geografică pe care o ocupă și de numărul de calculatoare care fac parte din rețea. Rețelele pot acoperi orice, de la o mână de calculatoare, într-o singură cameră, până la milioane distribuite pe întregul glob.

În funcție de dimensiunile lor, rețelele de calculatoare se pot clasifica conform criteriilor menționate în Figura 3.

1 m	Proximitate	Personal area network (PAN)
10 m	Cameră	Local area network (LAN)
100 m	Clădire	
1 km	Campus	
10 km	Localitate	Metropolitan area network (MAN)
100 km	Țară	Wide area network (WAN)
1000 km	Continent	
10,000 km	Planetă	Internet

Figura 3. Clasificarea rețelelor după dimensiunea lor [6]

1.3.1 Rețele personale (PAN)

Astfel de rețele permit dispozitivelor să comunice în proximitatea unei persoane. Un exemplu comun este o rețea fără fir care conectează un calculator cu perifericele acestuia. Aproape fiecare calculator are un monitor atașat, tastatură, mouse și imprimantă și în multe cazuri aceste conexiuni sunt realizate cu cabluri. Pentru a ajuta utilizatorul, unele companii s-au reunit pentru a proiecta o rețea *wireless* cu rază scurtă de acțiune numită Bluetooth, pentru a conecta aceste componente fără cabluri. Un alt exemplu de utilizare este conectarea telefonului mobil cu o cască fără fir cu scopul de a transmitere a convorbirilor sau cu un vehicul pentru a asculta muzică în format digital prin intermediul sistemului audio al acestuia [6].

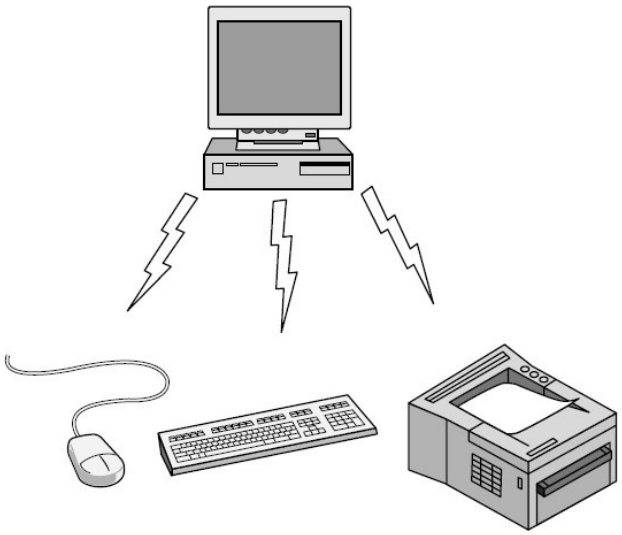


Figura 4. Rețea de tip PAN [6]

Rețelele de tip PAN pot fi construite și cu alte tehnologii care comunică pe distanțe scurte, cum ar fi RFID.

1.3.2 Rețele locale (LAN)

O rețea LAN este o rețea privată care funcționează în interiorul și în apropierea unei singure clădiri, cum ar fi o casă, un birou sau o fabrică. LAN-urile sunt utilizate pe scară largă pentru a conecta calculatoarele personale și alte echipamente electronice pentru a le permite să partajeze resurse (de exemplu, imprimante) și să facă schimb de informații.

Rețelele LAN fără fir sunt din ce în ce mai preferate de utilizatori deoarece oferă libertate și comoditate. În aceste sisteme, fiecare calculator are un modem radio și o antenă pe care o utilizează pentru a comunica în rețea. În majoritatea cazurilor, fiecare dintre ele discută cu un dispozitiv numit AP (Punct de Acces) sau cu un *router wireless* (Figura 5). Există un standard pentru rețelele fără fir numit IEEE 802.11, cunoscut popular sub numele de Wi-Fi, care permite transferul de date cu viteze până la sute de Mbps.

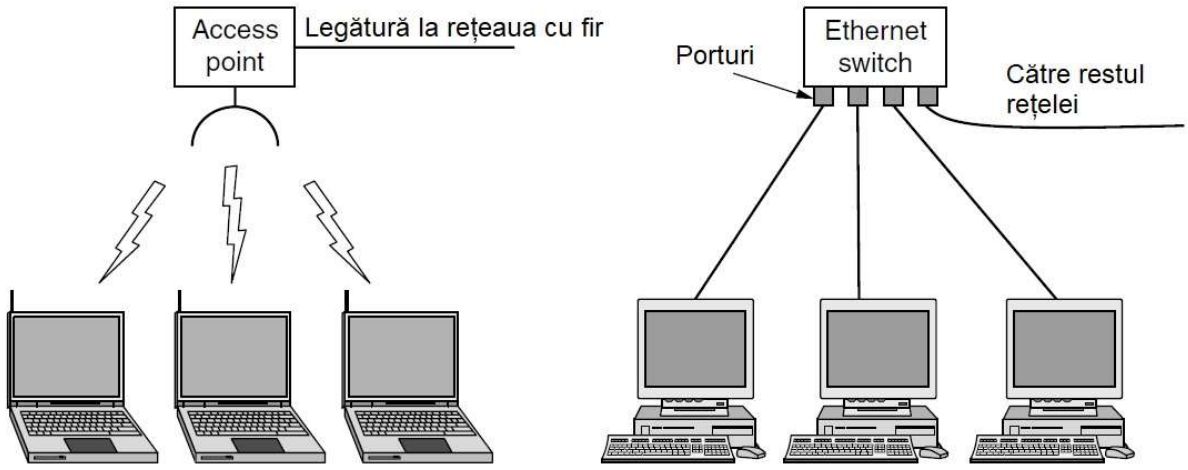


Figura 5. Rețea de tip LAN, fără fir și cu fir [6]

Rețelele LAN cu fir utilizează o gamă largă de tehnologii de transmisie diferite. Majoritatea folosesc fire de cupru, dar unele utilizează fibră optică, raza de acoperire a lor fiind restricționată din considerente fizice ale acestora. În mod obișnuit, LAN-urile cu fir transferă date cu viteze de 100 Mbps până la 1 Gbps, au o întârziere mică (microsecunde sau nanosecunde) iar gradul de apariție a erorilor este foarte mic. LAN-urile mai noi pot funcționa cu o viteză de până la 10 Gbps. Comparat cu rețelele fără fir, LAN-urile cu fir le depășesc în performanță.

Majoritatea rețelelor de tip LAN sunt construite din legături punct-la-punct, iar IEEE 802.3, numit popular *Ethernet*, este, de departe, cel mai cunoscut tip de rețea LAN cu fir. Într-o astfel de rețea fiecare calculator este conectat la un *switch*, în unul din porturile acestuia, printr-o legătură punct-la-punct (Figura 5). Rolul *switch*-ului este de a retransmite pachetele între calculatoarele atașate la acesta, utilizând adresa existentă în antetul fiecărui pachet pentru a determina care este destinatarul. Pentru a construi rețele LAN mai mari, *switch*-urile pot fi conectate între ele prin porturile lor.

De asemenea, este posibilă împărțirea unei rețele LAN fizice mari în două rețele LAN logice mai mici. Acest lucru poate fi util, de exemplu, atunci când două departamente ale unei companii ar putea avea calculatoare conectate în aceeași rețea fizică, deoarece acestea s-ar afla în aceeași aripă a clădirii. Rețeaua ar putea fi mai ușor gestionat dacă pachetele de date ar fi transmise separat doar între calculatoarele fiecărui departament. Acest lucru este posibil prin separarea logică a rețelei în două rețele de tip Virtual LAN sau VLAN, la nivelul *switch*-urilor [6].

1.3.3 Rețele metropolitane (MAN)

Rețelele metropolitane sunt de dimensiunile unei localități, conectează mai multe rețele de tip LAN iar legăturile și echipamentele sale de comunicații sunt, în general, deținute fie de un consorțiu de utilizatori, fie de un singur furnizor de rețea care vinde serviciul utilizatorilor.

Prin urmare, acest nivel al serviciului furnizat fiecărui utilizator trebuie să fie negociat cu operatorul MAN, iar în mod normal sunt specificate anumite garanții de performanță.

Rețelele de tip MAN sunt utilizate de furnizorii de Internet (ISP), de servicii de telefonie sau cablu TV pentru a furniza servicii către consumatori. Sunt extrem de eficiente și asigură o comunicare rapidă prin intermediul unor suporturi fizice de mare viteză, cum ar fi cablurile cu fibră optică.

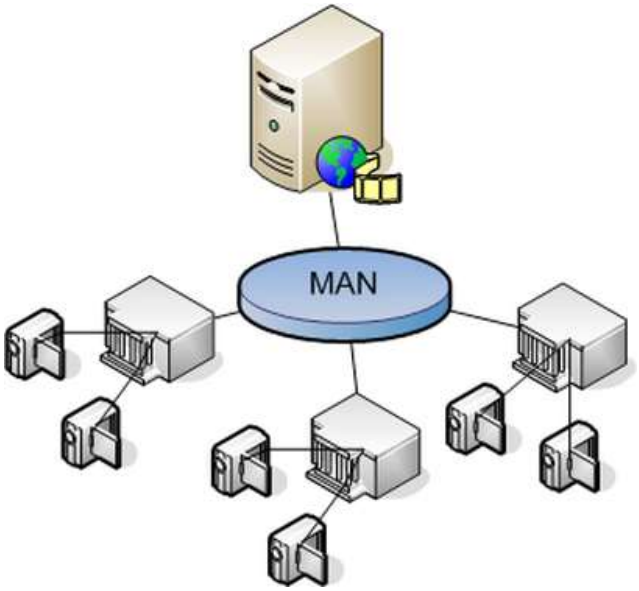


Figura 6. Rețea de tip MAN [6]

1.3.4 Rețele de arie largă (WAN)

Rețelele WAN se întind pe arii geografice mari, adesea o țară sau continent. Acestea sunt utilizate pentru a conecta rețele de tip LAN și alte tipuri de rețele împreună, astfel încât utilizatorii și calculatoarele dintr-o locație să poată comunica cu utilizatorii și calculatoarele din alte locații. Multe rețele WAN sunt construite pentru o anumită organizație și sunt private, iar adesea sunt construite folosind linii de comunicație închiriate ce pot fi foarte scumpe.

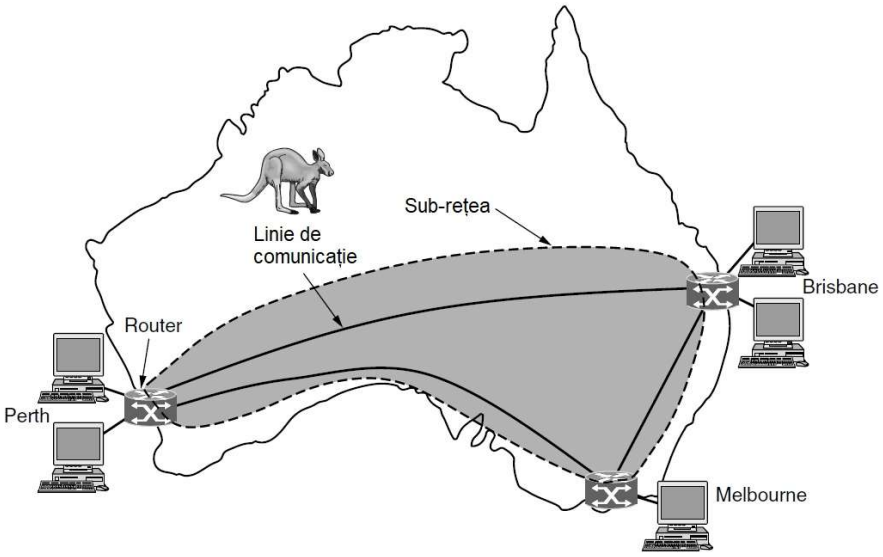


Figura 7. Rețea de tip WAN [6]

Alte rețele WAN sunt construite de furnizorii de servicii de Internet și oferă conexiuni între o rețea LAN a unei organizații și Internet. Astfel, utilizatorii pot comunica între locații îndepărtate prin legături virtuale care utilizează capacitatea de bază a conexiunii la Internet. Acest modalitate este denumită VPN (Rețea Virtuală Privată), având avantajul virtualizării, și anume faptul că oferă o reutilizare flexibilă a unei resurse, conectivitatea la Internet [6].

1.4 Topologii fizice de rețea

Topologia fizică a unei rețele de calculatoare se referă la structura acesteia la modul de plasare a diferitelor componente ale ei, inclusiv localizarea echipamentelor de interconectare și a mediilor de comunicație. Distanțele dintre noduri, conexiunile fizice, ratele de transmisie sau tehnologiile de comunicație pot diferi între două rețele, deși topologiile lor pot fi identice.

1.4.1 Topologie tip Magistrală (Bus)

O topologie de tip magistrală utilizează un singur cablu pentru a conecta mai multe calculatoare. De cele mai multe ori, pentru conectarea acestora la magistrală sunt utilizați conectori de tip T (numiți astfel deoarece au forma literei T) și cabluri coaxiale [7].

O altă componentă importantă a unei topologii de tip magistrală este necesitatea terminării. Pentru a împiedica reflectarea semnalelor electrice înapoi în cablu, la capetele acestuia se atașează niște dispozitive numite terminatoare. În lipsa lor, sau în cazul în care cablul se întrerupe undeva, rețeaua nu funcționează.

Într-o astfel de topologie doar un singur calculator poate transmite un pachet la un moment dat, iar acesta se deplasează în ambele direcții. Aceasta înseamnă că rețeaua este ocupată până când calculatorul de destinație acceptă pachetul. Calculatoarele din rețea ascultă tot traficul, dar acceptă numai pachetele care le sunt adresate. Pachetele de difuzare sunt o excepție, deoarece toate calculatoarele din rețea le acceptă [7].

Numărul de calculatoare dintr-o astfel de rețea are o influență majoră asupra performanței rețelei: cu cât numărul acestora și al pachetelor este mai mare, cu atât rețeaua funcționează mai greu [7].

Topologia de tip magistrală este una pasivă, calculatoarele ascultând sau trimițând date, fără a le retrimite sau regenera, deci, dacă unul dintre ele are probleme sau dispare din rețea, funcționarea acesteia nu este afectată [7].

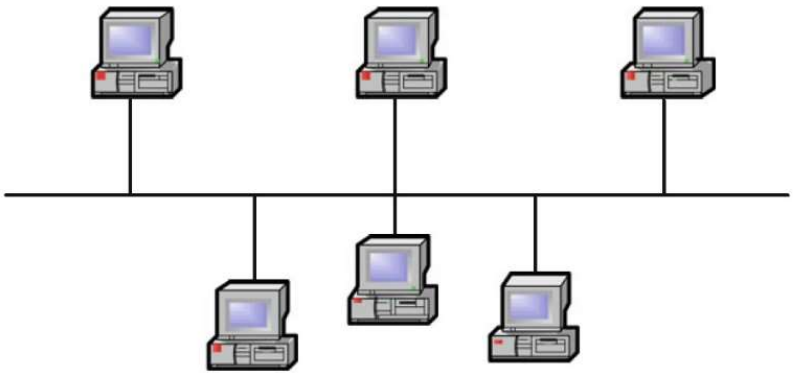


Figura 8. Topologie de tip magistrală [1]

Avantaje [7]:

- Costuri reduse.
- Ușurință în instalare.

Dezavantaje [7]:

- Depanare dificilă.
- Încetinirea rețelei o dată cu creșterea traficului.
- Scalabilitate redusă.

1.4.2 Topologie tip Stea (Star)

Este cea mai utilizată topologie de rețea, toate calculatoarele fiind conectate într-un *switch* central. Spre deosebire de topologia tip magistrală, dacă o legătură se întrerupe și afectează un calculator, celelalte își păstrează accesul la rețea.

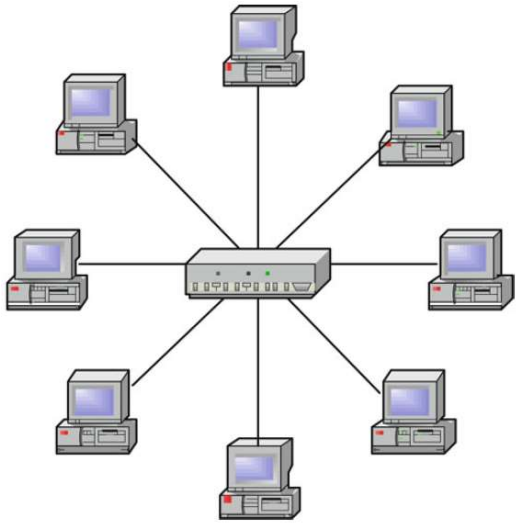


Figura 9. Topologie de tip stea [1]

Avantaje [7]:

- Centralizarea cablurilor.
- Ușurință în managementul și monitorizarea rețelei.
- Scalabilitate mărită.

Dezavantaje [7]:

- Dependența de echipamentul central.
- Costuri crescute.

1.4.3 Topologie tip Inel (Ring)

În topologia de tip inel, fiecare calculator este atașat de calculatoarele din apropiere prin legături punct-la-punct, astfel încât întreaga rețea are forma unui inel în care pachetele circulă într-o singură direcție, fiind transmise de la un calculator la altul. Fiecare verifică un pachet și, dacă nu îi este destinat, îl trimite mai departe. Nu există un capăt al rețelei și, prin urmare, nu este nevoie de elemente terminatoare. Dacă unul din calculatoare are probleme sau dispare din rețea, aceasta nu mai funcționează.

Fiecare calculator are acces în mod egal la rețea, astfel încât cele care folosesc rețeaua mai intens nu le afectează pe celelalte.

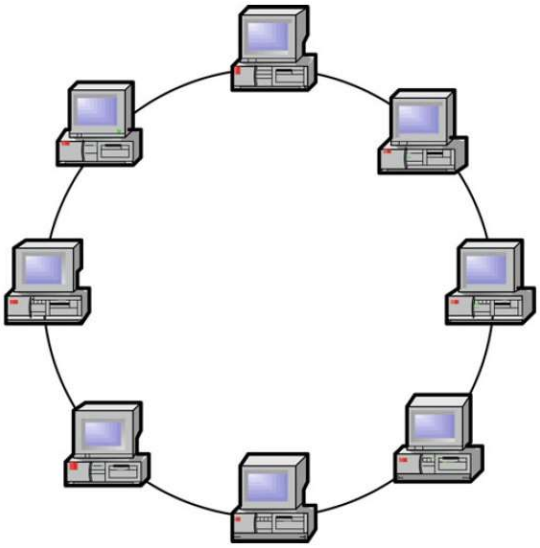


Figura 10. Topologie de tip inel [1]

Avantaje [7]:

- Performanță bună a rețelei.
- Degenerare redusă a semnalului.

Dezavantaje [7]:

- Dependența de funcționarea fiecărui calculator.
- Mentenanță dificilă.

1.4.4 Topologie tip Plasă (Mesh)

O topologie de tip plasă nu este foarte frecventă în rețelele de calculatoare ci mai curând în rețelele naționale de telefonie. Într-o astfel de rețea fiecare calculator are o legătură de comunicație cu fiecare componentă a rețelei [7]. Dacă o legătură între oricare dintre calculatoare nu mai funcționează, va fi disponibilă o rută alternativă. O topologie ca aceasta este costisitoare, dar poate fi necesară pentru aplicații unde este vital ca mașinile de calcul să nu piardă contactul între ele [1].

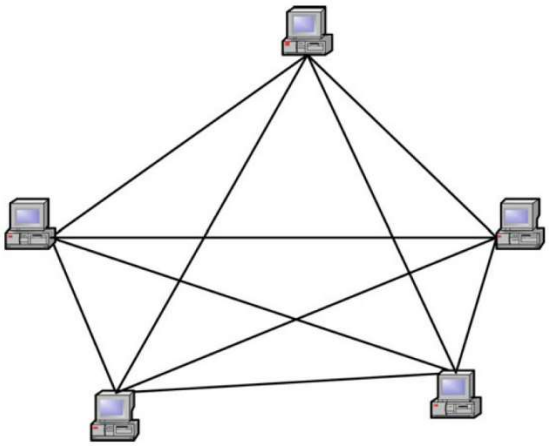


Figura 11. Topologie de tip plasă [1]

1.4.5 Topologie tip Arbore (Tree)

Topologia de tip arbore poate fi văzută ca o combinație de rețele de tip stea aranjate ierarhic. La periferia rețelei se află calculatoarele gazdă, în vârful ierarhiei se află cel care administrează rețeaua, iar nodurile intermediare constau în comutatoare de pachete (*switch*-uri). Ca și într-o rețea de tip stea, întreruperea unei legături de comunicație poate izola de rețea unul sau mai multe calculatoare.

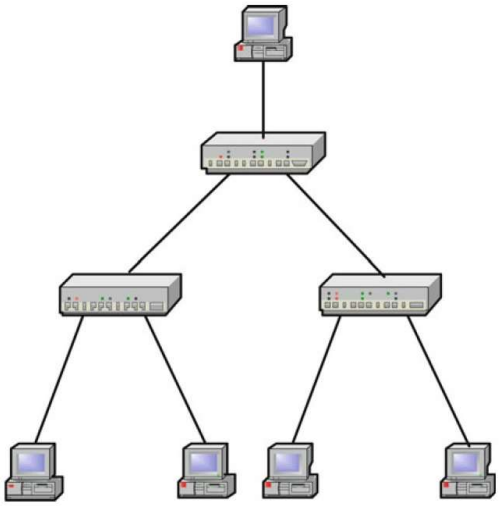


Figura 12. Topologie de tip arbore [1]

Avantaje [7]:

- Ușurință în managementul și monitorizarea rețelei.
- Scalabilitate mărită.

Dezavantaje [7]:

- Dependența de calculatorul central.
- Mentenanță dificilă pentru rețelele mari.

1.5 Medii de comunicație

Mediul de comunicație este suportul fizic prin intermediul căruia datele sunt transmise într-o rețea. Există mai multe tipuri de suporturi media, iar selectarea celui potrivit depinde de mai mulți factori, cum ar fi costul acestuia, eficiența transmiterii datelor sau rata de transfer. Pentru rețelele de calculatoare se utilizează trei clase de medii de transmisie: fir de cupru (cablu coaxial, cablu TP – *twisted pair*), datele fiind transmise sub formă de curent electric, fibră optică, prin care se transmit date sub formă de undă luminoasă și aer, caz în care se folosesc undele radio.

1.5.1 Cablu coaxial

Cablul coaxial este alcătuit din doi conductori din cupru, unul în interiorul celuilalt, separați de o izolație din plastic. Conductorul interior este un fir de cupru gros iar conductorul exterior este o plasă cilindrică din sârmă de cupru subțire ce acționează și ca un ecran pentru

conductorul interior, ajutând la reducerea interferențelor electromagnetice din afara cablului. Un manșon din plastic protejează cablul. Pentru conexiuni se utilizează mufe de tip BNC.

Figura 13. Cablu coaxial și mufa de tip BNC

A fost utilizat în anii ’80 – ’90 pentru primele rețele Ethernet cu viteze de până la 10 Mbps, rețele care, cel mai adesea, erau de tip magistrală. Aveau impedanță de 50 Ω, spre deosebire de cele utilizate pentru transmiterea semnalelor de televiziune, care aveau impedanța de 75 Ω.

1.5.2 Cablu TP

TP este prescurtarea de la *Twisted Pair*, însemnând Perechi Torsadate (răsucite). Un cablu TP pentru rețele de calculatoare conține 8 fire din cupru izolate individual și răsucite două câte două, formând 4 perechi de fire torsadate. Răsucirea firelor se face cu scopul anulării interferențelor electromagnetice datorate semnalelor electrice care circulă prin fire alăturate (*crosstalk*).

Cel mai cunoscut tip de astfel de cablu este UTP (*Unshielded Twisted Pair*) în care cele patru perechi de cabluri sunt acoperite cu o manta izolatoare, fără a avea vreun fel de ecranare față de perturbațiile din exterior. Legat de acest aspect, există alte trei tipuri de cabluri TP: cu ecranare globală a tuturor perechilor, cu ecranare individuală a fiecărei perechi și cu ambele variante utilizate în același cablu. Acestea se numesc FTP (*Foiled Twisted Pair*), STP (*Shielded Twisted Pair*) sau ScTP (*Screened Twisted Pair*) fiind folosite arbitrar, fără ca una din denumiri să descrie strict un anumit tip de cablu. Pentru conexiuni se utilizează mufe de tip RJ-45.

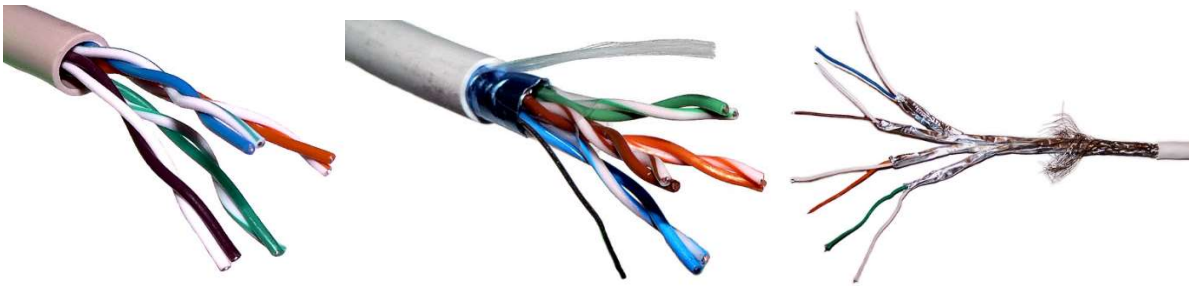


Figura 14. Cabluri TP neecranat și cu diferite tipuri de ecranare

Figura 15. Mufă de tip RJ-45

Utilizarea preponderentă a cablului UTP se datorează prețului scăzut, dimensiunilor reduse și ușurinței în instalare. Distanța maximă de comunicație este de 100 m iar viteza de transmitere a datelor variază între 100 Mbps și 10 Gbps în funcție de categoria cablului (CAT5, CAT5e, CAT6, CAT6a, CAT7), fiecare dintre acestea având lățimi de bandă diferite ce depind de caracteristicile constructive.

1.5.3 Fibră optică

Fibra optică constă dintr-un miez transparent și flexibil realizat din sticlă sau material plastic, un strat protector din sticlă transparentă și o manta exterioară din plastic cu rol de protecție împotriva factorilor externi. Deși miezul și stratul protector sunt ambele transparente, există o diferență majoră între ele: indexul de refracție, mic pentru stratul protector și mare pentru miez. Rezultatul acestei diferențe este obținerea unei reflexii interne totale, iar efectul este că lumina introdusă într-o fibră optică nu poate părăsi miezul, ci călătorește de la un capăt la celălalt al acesteia.

Avantajele fibrei optice constau în obținerea unor rate de transfer și a unor distanțe de comunicație mari. În plus, deoarece nu folosesc semnale electrice, nu sunt afectate de interferențele electromagnetice externe.

Dezavantajele acesteia constau în prețul mai mare decât al cablurilor din cupru, instalarea dificilă, pentru unirea (sudura) a două fire de fibră optică fiind necesare echipamente speciale destul de scumpe, precum și necesitatea utilizării unor echipamente de conversie a semnalelor optice în semnale electrice pentru interconectarea cu echipamentele electronice.

Figura 16. Cablu cu fibră optică și diverși conectori

Există două tipuri principale de fibră optică: multi-mod (*multimode*) și mono-mod (*singlemode*).

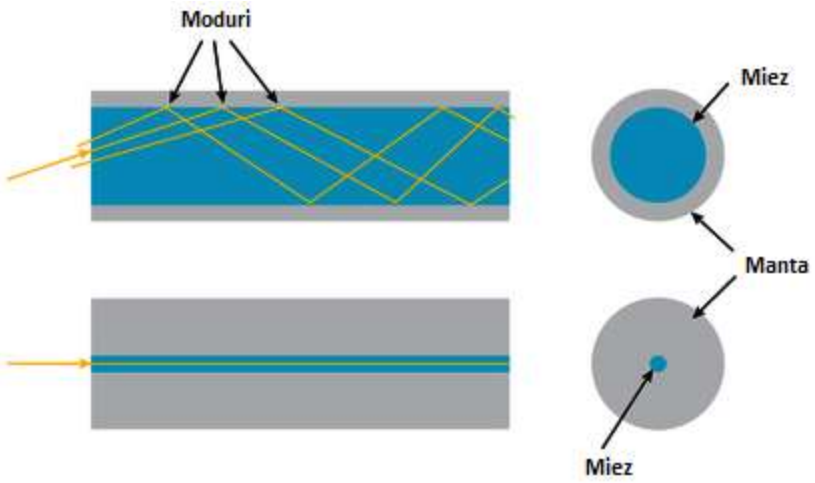


Figura 17. Fibra optică multi-mod și mono-mod

Fibra optică multi-mod are dimensiunea miezului între 50-100 µm și poate accepta până la 4 fascicule luminoase. Pentru emisia luminii se folosesc diode LED, iar din acest motiv conexiunile sunt mai ușor de realizat iar prețul echipamentelor este mai mic. Dezavantajul principal este obținerea unor distanțe de comunicație relativ scurte (până la 2 km) datorită dispersiei luminii în interiorul fibrei, dar suficiente pentru utilizarea în clădiri sau campusuri. Rata maximă de transfer variază în funcție de lungimea fibrei între 100 Mbps și 10 Gbps [8].

Fibra optică mono-mod are dimensiunea miezului între 8-10 µm și acceptă un singur fascicul luminos. Pentru emisia luminii se folosesc diode Laser, iar din acest motiv prețul echipamentelor este mai mare, dar și distanța de comunicație crește, putând depăși 100 km. Rata maximă de transfer variază în funcție de lungimea fibrei și poate ajunge până la 100Gbps [9].

1.5.4 Aer

Comunicațiile fără fir (*wireless*) reprezintă transferul de informații între două puncte prin intermediul undelor electromagnetice. Sunt necesare atunci când amplasarea unui cablu poate fi dificilă sau scumpă, sau atunci când se dorește conectarea la rețea a unui dispozitiv mobil. Acesta este și motivul pentru care acest tip de comunicații este foarte popular, deși în practică se observă că, în comparație cu comunicațiile prin cablu, ratele maxime de transfer sunt mai mici, probabilitatea de apariție a erorilor este mai mare, și sunt mai ușor influențate de către condițiile meteo, obstacole sau perturbații electromagnetice.

Transmiterea și recepția datelor se realizează cu ajutorul unei antene ce poate fi direcțională, canalizând undele electromagnetice într-o anumită direcție, sau omnidirecțională, caz în care semnalul este răspândit în toate direcțiile. Frecvențele între 30 MHz și 1 GHz (unde radio) sunt potrivite pentru utilizarea antenelor omnidirecționale, iar cele între 1 GHz și 100 GHz (microunde) pentru cele direcționale [11]. Cu cât frecvența este mai mare, cu atât rata de transfer este mai mare, dar și distanța de comunicație va fi mai mică datorită creșterii atenuării. Astfel, a apărut o mare diversitate de tehnologii de comunicație, fiecare cu avantaje și dezavantaje, dar adaptate unui anumit domeniu de aplicabilitate (Figura 18).

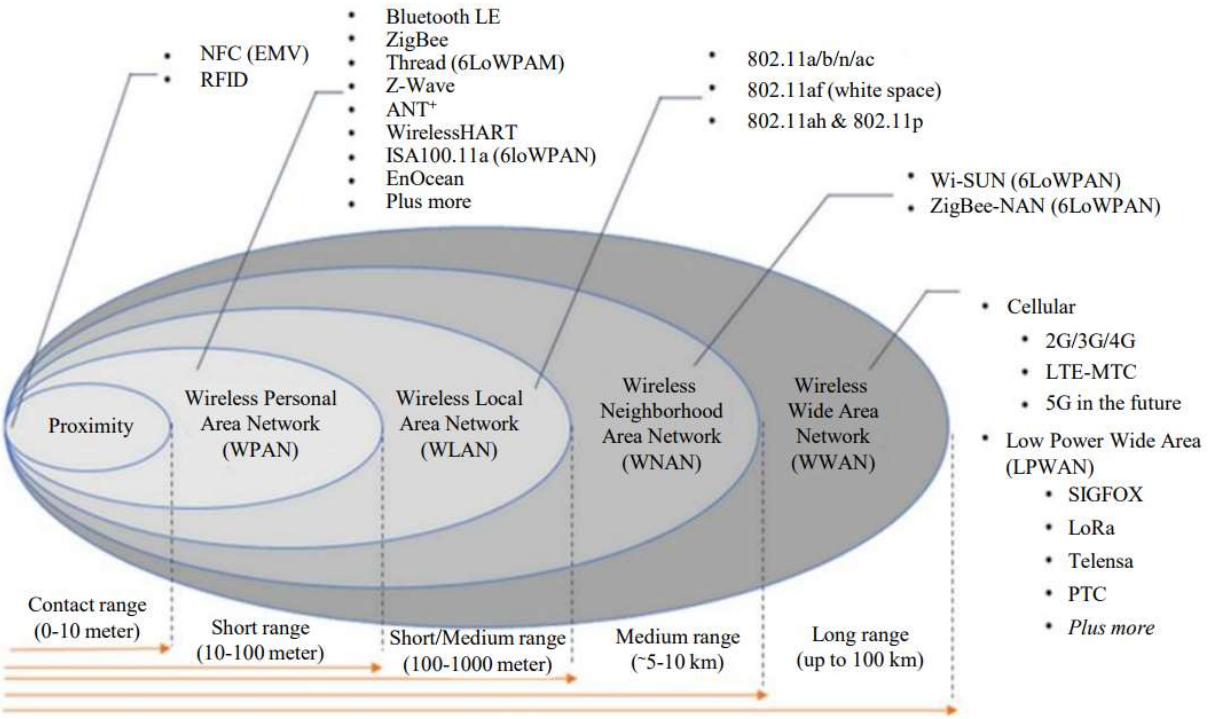


Figura 18. Caracteristicile a diferite tipuri de tehnologii de comunicație fără fir [10]

1.6 Protocoale de comunicație

1. Un protocol este un set standard de reguli și reglementări care permite ca două dispozitive electronice să se conecteze și să facă schimb de informații între ele [7].

2. Un protocol definește formatul și ordinea mesajelor schimbate între două sau mai multe entități care comunică, precum și acțiunile întreprinse în legătură cu transmiterea și / sau primirea unui mesaj sau a unui alt eveniment [2].

3. Un protocol este un acord între părțile care comunică despre modul în care urmează să se desfășoare comunicarea [12].

Deoarece rețelele de calculatoare sunt sisteme complexe și de mari dimensiuni, pentru proiectarea acestora nu a fost posibilă utilizarea unui singur protocol de comunicație. Astfel, arhitectura unei rețele a fost împărțită în **niveluri** (*layer*) așezate unul deasupra celuilalt, fiecare utilizând propriul protocol. Scopul fiecărui nivel este de a oferi servicii nivelului superior și de a utiliza servicii furnizate de nivelul inferior, fără a oferi detalii despre cum acestea sunt implementate. Numărul, denumirea, conținutul și funcțiile acestora sunt diferite de la o rețea la alta.

Un set de protocoale (câte unul pentru fiecare nivel) formează o **stivă de protocoale** (*stack*). Se numește stivă deoarece nivelurile sunt aranjate în mod ierarhic. Pentru ca două calculatoare să poată comunica, ambele trebuie să utilizeze aceeași stivă de protocoale, iar fiecare nivel al stivei unui calculator trebuie să comunice cu nivelul echivalent al celuilalt. Acest lucru permite calculatoarelor care rulează sisteme de operare diferite să poată comunica între ele.

Un set complet de niveluri și protocoale formează **arhitectura de rețea**. Cele mai cunoscute modele de referință ce pot fi utilizate pentru a crea o arhitectură de rețea sunt OSI și TCP/IP.

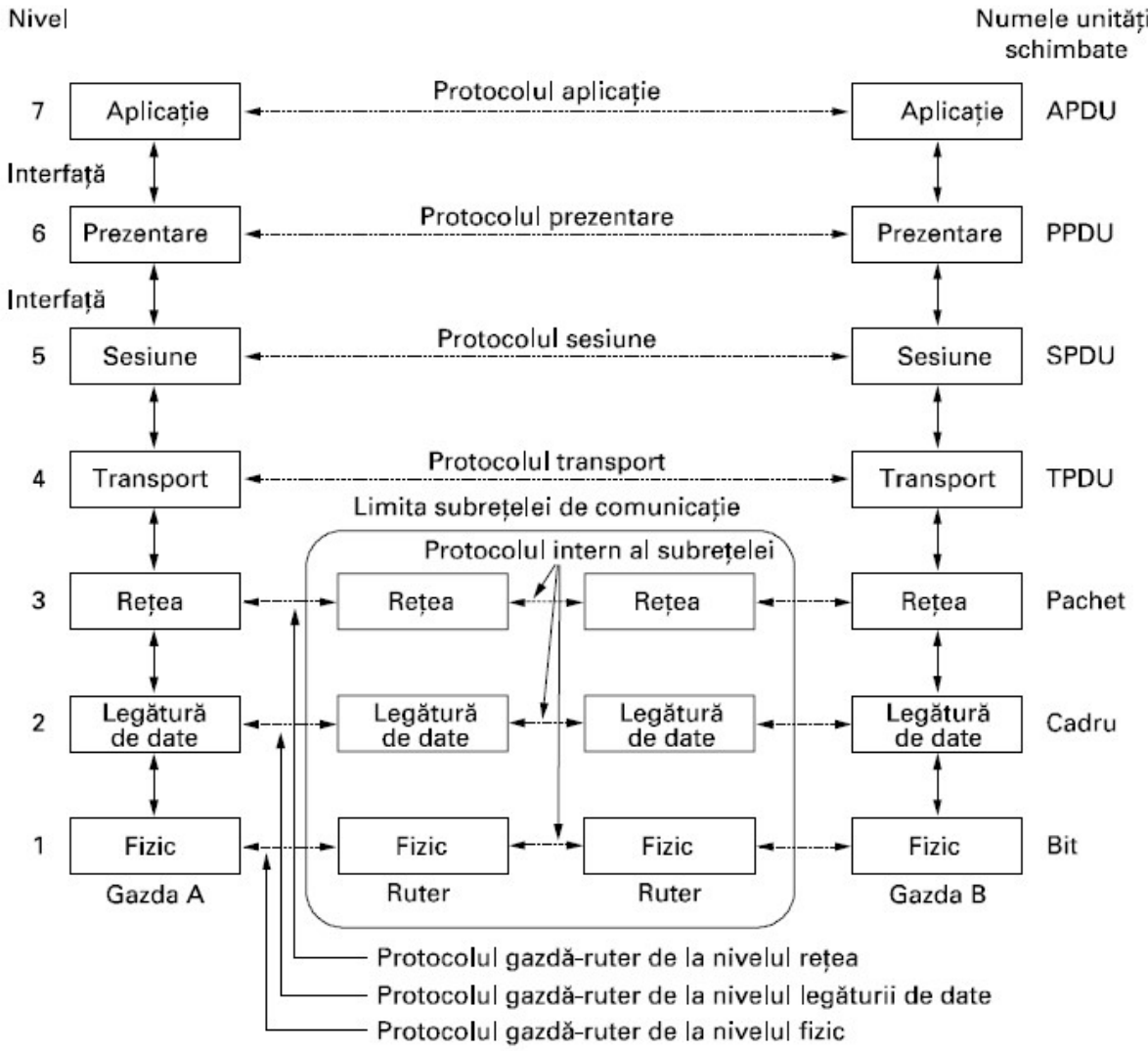


Figura 19. Modelul OSI [12]

Modelul OSI a fost realizat de Organizația Internațională pentru Standardizare (ISO) și publicat în anul 1984, fiind în acest moment un model teoretic. Acesta cuprinde șapte niveluri (Figura 19), fiecare având o funcție distinctă și utilizând o anumită unitate de date (PDU) specifică protocolului implementat:

1. Nivelul Fizic are rolul de transmitere a biților de la un nod al rețelei la altul prin mediul de comunicație, protocolul folosit depinzând de natura acestuia. Unitatea de date utilizată este bitul.
2. Nivelul Legătură de date se ocupă de transferul sigur al datelor între două noduri. Biții care trebuie transmiși sunt grupați în cadre (*frame* – unitatea de date a acestui nivel) și transmiși către destinatar, acesta răspunzând cu un mesaj de confirmare, pe baza căruia se rezolvă eventualele erori. Tot la acest nivel se realizează și controlul fluxului, în funcție de capacitatea de recepție a destinatarului.

3. Nivelul Rețea realizează conectivitatea, se ocupă de adresarea și selectarea rutei de transmitere a datelor în rețele multi-nod, rezolvă problemele datorate congestiilor, administrează și controlează traficul din rețea. Unitatea de date este pachetul (*packet*).
4. Nivelul Transport este responsabil cu transmiterea mesajelor între două calculatoare gazdă, realizând între acestea o conexiune logică. Mesajele ce trebuie transmise sunt împărțite în segmente (unitatea de date a acestui nivel) și se verifică recepționarea lor în ordinea în care au fost transmise, orice erori fiind detectate și corectate. Realizează și controlul fluxului de date.
5. Nivelul sesiune stabilește, administrează și încheie sesiuni între aplicații. Unele elemente de securitate, cum ar fi autentificarea, aparțin acestui nivel.
6. Nivelul prezentare preia datele furnizate de aplicație și se ocupă de formatarea, compresia și criptarea lor.
7. Nivelul aplicație furnizează serviciile de rețea necesare aplicațiilor. Nu reprezintă aplicațiile în sine, ci cadrul pe care acestea se bazează.

TCP/IP este un model utilizat la nivel mondial care conține protocoale adaptate pentru Internet. Modelul de referință are patru niveluri (Figura 20), dar poate avea și cinci (Nivelul de acces la rețea poate fi împărțit în Fizic și Legătură de date) în funcție de preferințe.

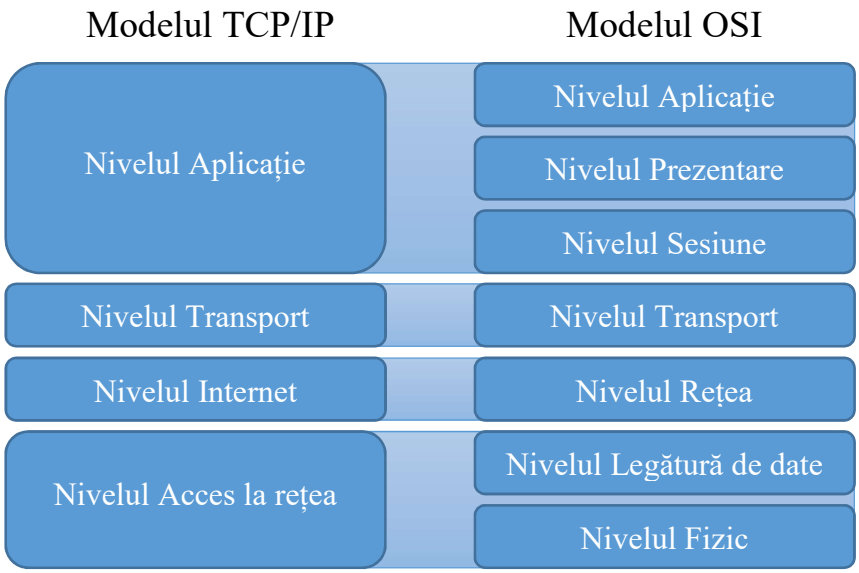


Figura 20. Modelul TCP/IP

Utilitatea celor patru niveluri este similară cu cea a nivelurilor modelului OSI și va fi descrisă pe larg în următoarele capitole.

Capitolul 2. Nivelul aplicație

Nivelul Aplicație interacționează cu aplicațiile software ce necesită acces la servicii de rețea, cuprinzând protocoale de comunicație și metode de interfață utilizate în comunicația directă dintre procese, fără a fi specificat un anumit format al datelor.

În funcție de modul în care o aplicație ce rulează pe un calculator client accesează serviciile de rețea necesare și de felul în care aceasta este structurată pe multitudinea de calculatoare client conectate la rețea, se pot defini două mari tipuri de arhitecturi de aplicații: **Client-Server** și **Peer-to-Peer** (P2P).

Arhitectura Client-Server se bazează pe existența unui calculator gazdă ce funcționează fără întrerupere (Server) și care preia cereri de la o mare varietate de Clienți, furnizându-le serviciile necesare. Acest tip de arhitectură este caracterizată de alte câteva particularități: doi Clienți nu pot comunica în mod direct unul cu celălalt, Serverul furnizează întotdeauna răspunsuri pe baza cererilor Clienților, iar pentru a putea fi contactat oricând, acesta are o **adresă IP** fixă și cunoscută. Unele dintre cele mai cunoscute aplicații de tip Client-Server sunt Web, FTP sau E-mail.

În cazul arhitecturilor de tip Peer-to-Peer comunicația are loc în mod direct între doi Clienți conectați unul cu celălalt, fără a fi necesară existența unui server dedicat. Aplicațiile de acest tip includ telefonia prin Internet, partajarea de fișiere, acceleratoare de descărcare a fișierelor. Uneori, aplicațiile de tip Peer-to-Peer folosesc totuși un Server (arhitectură hibridă) dar numai pentru obținerea unui suport minim, de exemplu identificarea utilizatorilor în aplicațiile de mesagerie instant, mesajele fiind apoi transmise în mod direct între aceștia.

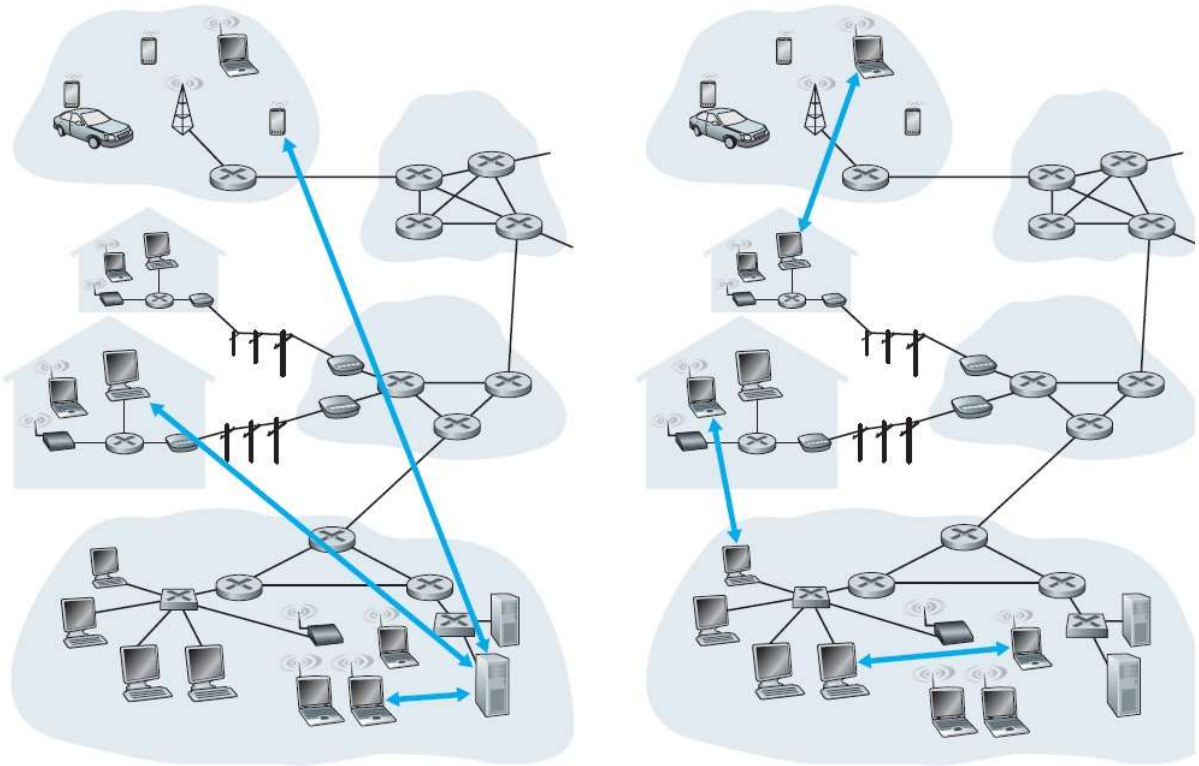


Figura 21. Arhitecturi Client-Server și Peer-to-Peer

Deoarece pe un calculator gazdă pot rula mai multe procese ce necesită sau furnizează acces la servicii de rețea, în afară de adresa IP este necesară identificarea procesului cu ajutorul unui **port** (un număr între 0 și 65535). De exemplu aplicațiile Web folosesc portul 80, FTP porturile 20 și 21 sau E-mail (prin protocolul SMTP) portul 25.

Asocierea dintre o adresa IP și un port formează un **soclu** (*socket*).

2.1 DNS – Sistemul numelor de domenii

Cu toate că teoretic programele ar putea să se refere la sistemele gazdă, la cutiile poștale și la alte resurse prin adresa lor de rețea (de exemplu prin adresa IP), aceste adrese sunt greu de memorat de către oameni. De asemenea, în trimiterea de poștă electronică la tana@128.111.24.41 ar însemna că dacă furnizorul de servicii Internet sau organizația Tanei mută serverul de poștă pe o mașină diferită, cu o adresă IP diferită, adresa ei de e-mail se va schimba. De aceea au fost introduse nume ASCII pentru a separa numele mașinilor de adresele mașinilor. În acest fel, adresa Tanei ar putea fi ceva de genul tana@art.ucsb.edu. Cu toate acestea, rețeaua înțelege numai adrese numerice, deci este necesar un mecanism care să convertească șirurile ASCII în adrese de rețea.

Esența DNS-ului constă într-o schemă ierarhică de **nume de domenii** și a unui sistem de baze de date distribuite pentru implementarea acestei scheme de nume. În principal este utilizat pentru a pune în corespondență numele sistemelor gazdă și adresele destinațiilor de e-mail cu adresele IP, dar poate fi utilizat și pentru alte scopuri. Foarte pe scurt, DNS este utilizat după cum urmează. Pentru a stabili corespondența dintre un nume și o adresă IP, programul de aplicație apelează o procedură de bibliotecă numită *resolver*, transferându-i numele ca parametru. *Resolver*-ul trimite un pachet la serverul DNS local, care caută numele și returnează adresa IP către *resolver*, care o returnează apelantului. Având adresa IP, programul poate stabili o conexiune cu destinația. Portul TCP standard pentru protocolul DNS este 53.

Conceptual, Internetul este divizat în peste 1000 domenii de nivel superior, fiecare domeniu cuprinzând mai multe sisteme gazdă. Fiecare domeniu este partiționat în subdomenii și acestea sunt, la rândul lor, partiționate ș.a.m.d. Toate aceste domenii pot fi reprezentate ca un arbore, așa cum se arată în Figura 21. Frunzele arborelui reprezintă domenii care nu au subdomenii (dar, bineînțeles, conțin sisteme). Un domeniu frunză poate conține un singur sistem gazdă sau poate reprezenta o firmă, deci să conțină mii de sisteme gazdă. Domeniile de pe primul nivel se împart în două categorii: generice și de țări. Domeniile generice sunt com (comercial), edu (instituții educaționale), gov (guvernul federal al SUA), int (organizații internaționale), mil (forțele armate ale SUA), net (furnizori Internet) și org (organizații nonprofit). Domeniile de țări includ o intrare pentru fiecare țară, cum se definește în ISO 3166.

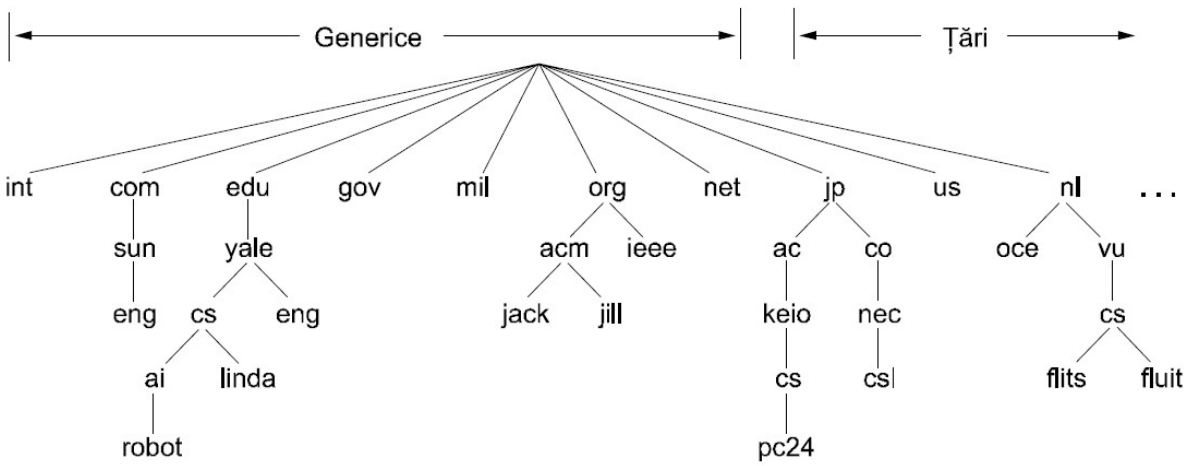


Figura 22. O porțiune a spațiului numelor de domenii din Internet

Fiecărui domeniu, fie că este un singur calculator gazdă, fie un domeniu de nivel superior, îi poate fi asociată o mulțime de înregistrări de resurse (*resource records*). Pentru un singur sistem gazdă, cea mai obișnuită înregistrare de resursă este chiar adresa IP, dar există multe alte tipuri de înregistrări de resurse. Atunci când un *resolver* trimite un nume de domeniu către un DNS, ceea ce va primi ca răspuns sunt înregistrările de resurse asociate acelui nume. Astfel, adevărata funcție a DNS este să realizeze corespondența dintre numele de domenii şi înregistrările de resurse.

O înregistrare de resursă este formată din cinci părți componente. Cu toate că, din rațiuni de eficientă, înregistrările de resurse sunt codificate binar, în majoritatea expunerilor ele sunt prezentate ca text ASCII, câte o înregistrare de resursă pe linie. Formatul pe care îl vom utiliza este următorul: **Nume domeniu Timp de viață Clasă Tip Valoare**

Nume domeniu (*domain_name*) precizează domeniul căruia i se aplică această înregistrare. În mod normal există mai multe înregistrări pentru fiecare domeniu şi fiecare copie a bazei de date păstrează informații despre mai multe domenii. Acest câmp este utilizat ca cheie de căutare primară pentru a satisface cererile. Ordinea înregistrărilor în baza de date nu este semnificativă.

Câmpul **Timp de viață** (*time_to_live*) dă o indicație despre cât de stabilă este înregistrarea. Informația care este foarte stabilă are asigurată o valoare mare, cum ar fi 86400 (numărul de secunde dintr-o zi). Informației instabile îi este atribuită o valoare mică, cum ar fi 60 (1 minut).

Al treilea câmp dintr-o înregistrare de resursă este **Clasa** (*class*). Pentru informațiile legate de Internet este tot timpul IN. Pentru alte informații pot fi folosite alte coduri, însă în practică acestea se întâlnesc rar.

Câmpul **Tip** (*type*) precizează tipul înregistrării. Cele mai importante tipuri sunt prezentate în Figura 21.

Câmpul **Valoare** (*value*) poate fi un număr, un nume de domeniu sau un şir ASCII. Semantica depinde de tipul de înregistrare.

Tip	Semnificație	Valoare
SOA	Start autoritate	Parametrii pentru această zonă
A	Adresa IP a unui sistem gazdă	Întreg pe 32 de biți
MX	Schimb de poștă	Prioritate, domeniu dispus să accepte poștă electronică
NS	Server de Nume	Numele serverului pentru acest domeniu
CNAME	Nume canonic	Numele domeniului
PTR	Pointer	Pseudonim pentru adresa IP
HINFO	Descriere sistem gazdă	Unitate centrală și sistem de operare în ASCII
TXT	Text	Text ASCII neinterpretat

Figura 23. Principalele tipuri de înregistrări de resurse DNS

O înregistrare SOA furnizează numele sursei primare de informații despre zona serverului de nume (descrisă mai jos), adresa de e-mail a administratorului, un identificator unic și diverși indicatori și contoare de timp.

Cel mai important tip de înregistrare este înregistrarea A (adresă). Ea păstrează adresa IP de 32 de biți a unui sistem gazdă.

Următoarea ca importanță este înregistrarea MX. Aceasta precizează numele sistemului gazdă pregătit să accepte poșta electronică pentru domeniul specificat.

Înregistrările NS specifică serverele de nume. De exemplu, fiecare bază de date DNS are în mod normal o înregistrare NS pentru fiecare domeniu.

Înregistrările CNAME permit crearea pseudonimelor.

Înregistrările HINFO permit aflarea tipului de mașină și de sistem de operare cărora le corespunde domeniul.

Un exemplu de informație ce se poate găsi în baza de date DNS a unui domeniu este prezentat în Figura 24.

```
;Baza de date pentru cs.vu.nl
cs.vu.nl.       86400   IN   SOA      star boss (9527, 7200, 7200, 241920, 86400)
cs.vu.nl.       86400   IN   TXT      „Divisie Wiskunde en Informatica."
cs.vu.nl.       86400   IN   TXT      „Vrije Universiteit Amsterdam."
cs.vu.nl.       86400   IN   MX       1 zephyr.cs.vu.nl.
cs.vu.nl.       86400   IN   MX       2 top.cs.vu.nl.
flits.cs.vu.nl. 86400   IN   HINFO    Sun Unix
flits.cs.vu.nl. 86400   IN   A        130.37.16.112
flits.cs.vu.nl. 86400   IN   A        192.31.231.165
flits.cs.vu.nl. 86400   IN   MX       1 flits.cs.vu.nl.
flits.cs.vu.nl. 86400   IN   MX       2 zephyr.cs.vu.nl.
flits.cs.vu.nl. 86400   IN   MX       3 top.cs.vu.nl.
www.cs.vu.nl.   86400   IN   CNAME    star.cs.vu.nl.
ftp.cs.vu.nl.   86400   IN   CNAME    zephyr.cs.vu.nl.
rowboat                 IN   A        130.37.56.201
                        IN   MX       1 rowboat
                        IN   MX       2 zephyr
                        IN   HINFO    Sun Unix

little-sister           IN   A        130.37.62.23
                        IN   HINFO    Mac MacOS

laserjet                IN   A        192.31.231.216
                        IN   HINFO    „HP Laserjet IIISi" Proprietary
```

Figura 24. O parte dintr-o posibilă bază de date DNS pentru cs.vu.nl

Teoretic, un singur server de nume poate conține întreaga bază de date DNS și poate să răspundă tuturor cererilor. În practică, acest server poate fi atât de încărcat, încât să devină de neutilizat. În afară de aceasta, dacă se defectează, va fi afectat întregul Internet. Pentru a evita problemele asociate cu existența unei singure surse de informație, spațiul de nume DNS este împărțit în zone care nu se suprapun. Fiecare zonă conține câte o parte a arborelui precum și numele serverelor care păstrează informația autorizată despre acea zonă.

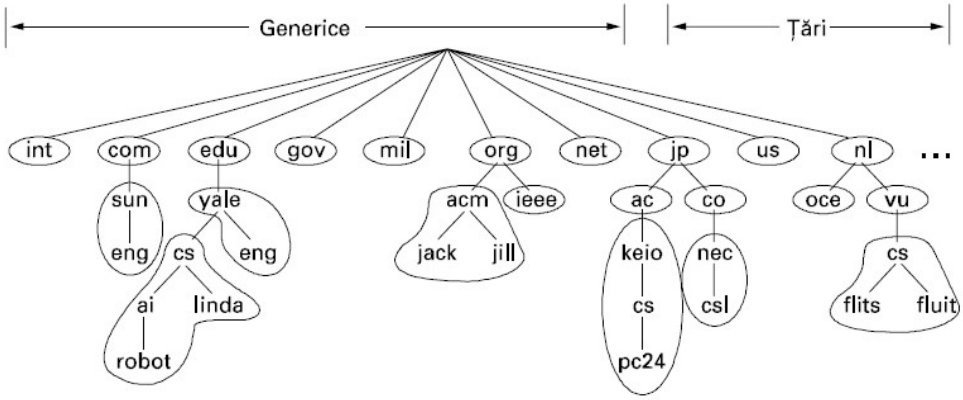


Figura 25. O parte din spațiul numelor DNS prezentând împărțirea în zone

Atunci când un *resolver* are o cerere referitoare la un nume de domeniu, el transferă cererea unuia din serverele locale de nume. Dacă domeniul căutat este sub jurisdicția serverului de nume, el reîntoarce înregistrări de resurse autorizate. O înregistrare autorizată (*authoritative record*) este cea care vine de la autoritatea care administrează înregistrarea și astfel este întotdeauna corectă.

Dacă, totuși, domeniul se află la distanță, iar local nu este disponibilă nici o informație despre domeniul cerut, atunci serverul de nume trimite un mesaj de cerere la serverul de nume de pe primul nivel al domeniului solicitat. Odată ce aceste înregistrări de resurse ajung înapoi la serverul de nume care le-a cerut, ele vor fi depuse în memoria ascunsă a acestuia, pentru a fi folosite ulterior. Totuși, această informație nu este autorizată, deoarece orice schimbare făcută la acea înregistrare nu se va propaga spre toate serverele care au folosit-o. Din acest motiv intrările în memoria ascunsă nu ar trebui să aibă viață prea lungă. Acesta este motivul pentru care câmpul Timp_de_viaţă este inclus în fiecare înregistrare de resursă.

2.2 Web și HTTP

Din punctul de vedere al utilizatorului, Web-ul constă dintr-o colecție imensă de documente sau pagini de Web (*Web pages*), adesea numite prescurtat pagini, răspândite în toată lumea. Fiecare pagină poate să conțină legături către alte pagini, aflate oriunde în lume.

Paginile pot fi vizualizate cu ajutorul unui program de navigare (*browser*). Programul de navigare aduce pagina cerută, interpretează textul și comenzile de formatare conținute în text și afișează pagina, formatată corespunzător, pe ecran.

Adresarea unei pagini se face prin nume folosind URL-uri (Localizatoare Uniforme de Resurse). Un URL tipic este http://www.itu.org/home/index.html și are trei părți: numele

protocolului (*http*), numele calculatorului pe care se găsește pagina (*www.itu.com*) și calea către fișierul care conține pagina (*home/index.html*).

Etapele parcurse pentru obținerea unei pagini Web sunt următoarele:

- Programul de navigare determină URL (pe baza selecției).
- Programul de navigare întreabă DNS care este adresa IP pentru www.itu.org.
- DNS răspunde cu 156.106.192.32.
- Programul de navigare realizează conexiunea TCP cu portul 80 al 156.106.192.32.
- Trimite o cerere pentru fișierul /home/index.html.
- Serverul www.itu.org transmite fișierul /home/index.html.
- Conexiunea TCP este eliberată.
- Programul de navigare afișează textul din /home/index.html.
- Programul de navigare aduce și afișează toate imaginile din acest fișier.

HTTP este un protocol elaborat pentru transferul dinspre server spre client a fișierelor cu informații disponibile public. Acesta specifică ce mesaje pot trimite clienții către servere și ce răspunsuri primesc înapoi. Deși numele protocolului face referire la hipertext, el poate utilizat pentru a transfera orice fel de conținut.

Protocolul de bază constă în trimiterea de către client a unei cereri, în care informația principală este numele fișierului cerut. Răspunsul serverului conține niște informații despre fișier și conținutul efectiv al fișierului. Implicit, conexiunea se închide după transferul unui fișier. Dacă clientul dorește mai multe fișiere de pe același server, va trebui să deschidă câte o conexiune pentru fiecare fișier.

Modul uzual prin care un program de navigare contactează un server este de a stabili o conexiune TCP pe portul 80 pe mașina serverului. Avantajul de a folosi TCP este că nici programele de navigare și nici serverele nu trebuie sa se preocupe de mesajele pierdute, mesajele duplicate, mesajele lungi, sau mesajele de confirmare. Toate aceste aspecte sunt tratate de implementarea TCP.

Cu toate că HTTP a fost proiectat pentru utilizarea în Web, el a fost creat intenționat mai general decât era necesar în perspectiva aplicațiilor orientate pe obiecte. Pentru aceasta sunt suportate operațiile, denumite **metode**, care fac mai mult decât a cere o pagină Web.

Fiecare cerere constă din una sau mai multe linii de text ASCII, în care primul cuvânt din prima linie este numele metodei cerute. Metodele incorporate sunt listate în Figura 26.

Metoda	Descriere
GET	Cerere de citire a unei pagini Web
HEAD	Cerere de citire a antetului unei pagini de Web
PUT	Cerere de memorare a unei pagini de Web
POST	Adăugarea la o resursă anume (de exemplu o pagină de Web)
DELETE	Ștergerea unei pagini de Web
TRACE	Tipărirea cererii care a sosit
CONNECT	Rezervat pentru o utilizare în viitor
OPTIONS	Interogarea anumitor opțiuni

Figura 26. Metode de cerere standard pentru HTTP

Metoda GET cere serverului să trimită pagina (prin care noi înțelegem obiect, în cel mai general caz, dar în practică de obicei doar un fișier). Forma uzuală a metodei GET este *GET fişier HTTP-1.1*, unde fișier denumește resursa (fișierul) ce va fi adusă.

Metoda HEAD cere doar antetul mesajului, fără să ceară și pagina propriu-zisă. Această metodă poate să fie utilizată pentru a afla când s-a făcut ultima modificare, pentru a obține informații pentru indexare, sau numai pentru a verifica corectitudinea unui URL.

Metoda PUT este inversa metodei GET: în loc să citească o pagină, o scrie. Această metodă permite crearea unei colecții de pagini de Web pe un server la distanta. Corpul cererii conține pagina.

Similară metodei PUT este metoda POST. Și ea conține un URL, dar în loc să înlocuiască date existente, noile date se vor adăuga într-un mod generalizat. De exemplu, se poate transmite un mesaj la un grup de știri.

DELETE realizează ștergerea unei pagini. Ca și la PUT, autentificarea și drepturile de acces joacă aici un rol important.

Metoda TRACE este pentru verificarea corectitudinii. Ea cere serverului să trimită înapoi cererea. Această metodă este utilă când cererile nu sunt procesate corect și clientul vrea să știe ce fel de cerere a ajuns de fapt la server.

Metoda CONNECT nu este utilizată în prezent. Este rezervată pentru utilizări ulterioare.

Metoda OPTIONS asigură o modalitate pentru client de a interoga serverul despre proprietățile acestuia sau despre cele ale unui anumit fișier.

Fiecare cerere obține un răspuns ce constă din linia de stare și posibile informații suplimentare (de exemplu, o parte sau toată pagina Web). Linia de stare conține un cod de stare de trei cifre, indicând dacă cererea a fost satisfăcută și dacă nu, cauza. Prima cifră este utilizată pentru împărțirea răspunsurilor în cinci mari grupuri, ca în Figura 27.

Cod	Semnificație	Exemple
1xx	Informație	100 = serverul acceptă tratarea cererii de la client
2xx	Succes	200 = cerere reușită; 204 = nu există conținut
3xx	Redirectare	301 = pagină mutată; 304 = pagina din memoria ascunsă este încă validă
4xx	Eroare la client	403 = pagină interzisă; 404 = pagina nu a fost găsită
5xx	Eroare la server	500 = eroare internă la server; 503 = încearcă mai târziu

Figura 27. Metode de cerere standard pentru HTTP

2.3 E-mail – Poșta electronică

Noțiunea de e-mail are semnificația de scrisoare electronică, iar sistemul în sine (care se ocupă cu transmiterea, preluarea și interpretarea conținutului mesajelor electronice) se numește sistem de poștă electronică.

În general, sistemele de poștă electronică pun la dispoziție cinci funcții de bază:

- Compunerea se referă la procesul de creare a mesajelor și a răspunsurilor. Deși pentru corpul mesajului poate fi folosit orice editor de texte, sistemul însuși poate acorda asistență la adresare și la completarea numeroaselor câmpuri antet

atașate fiecărui mesaj. De exemplu, când se răspunde la un mesaj, sistemul poate extrage adresa inițiatorului din mesajul primit și o poate insera automat în locul potrivit din cadrul răspunsului.

- Transferul se referă la deplasarea mesajului de la autor la receptor. În mare, aceasta necesită stabilirea unei conexiuni la destinație, sau la o mașină intermediară, emiterea mesajului și eliberarea conexiunii. Sistemul de poștă ar trebui să facă acest lucru singur, fără a deranja utilizatorul.
- Raportarea se referă la informarea inițiatorului despre ce s-a întâmplat cu mesajul.
- Afișarea mesajelor primite este necesară pentru ca utilizatorii să-și poată citi poșta. Uneori sunt necesare conversii sau trebuie apelat un program de vizualizare special.
- Dispoziția este pasul final și se referă la ceea ce face receptorul cu mesajul, după ce l-a primit. Posibilitățile includ eliminarea sa înainte de a-l citi, aruncarea sa după citire, salvarea sa ș.a.m.d. Ar trebui de asemenea să fie posibilă regăsirea și recitirea de mesaje deja salvate, trimiterea lor mai departe, sau procesarea lor în alte moduri.

2.3.1 Transmiterea mesajelor

Protocolul folosit pentru a trimite un mesaj de pe calculatorul unui client către un server destinație (fie cel final, al destinatarului, fie unul intermediar) se numește SMTP. Portul TCP standard pentru protocolul SMTP este 25. Sarcina acestui protocol este de a permite transferul mesajelor într-un mod eficient, și este un sistem independent care necesită stabilirea unui canal de comunicație duplex între cele două calculatoare care participă la schimbul de mesaje.

Protocolul SMTP definește un limbaj de comunicare între echipamentul care transmite (client) și echipamentul care primește mesajul electronic (server). Comunicația între echipamentul client și echipamentul server se efectuează în modul următor: clientul trimite o comanda server-ului, acesta o execută și o returnează clientului un cod numeric.

Comenzile SMTP (o combinație de prescurtări de cuvinte specifice din limba engleză) constau din codul comenzii format din patru litere și urmat opțional de un parametru. Principalele comenzi definite de protocolul SMTP sunt:

- HELO <hostname> - reprezintă comanda care inițializează dialogul dintre procesul client și procesul server; procesul client va identifica serverul cu numele calculatorului pe care rulează, specificat prin parametrul <hostname>.
- MAIL FROM: <expeditor> - informează procesul server că urmează să primească un e-mail de la expeditor.
- RCPT TO: <destinatar> - specifică procesului server adresa destinatarului (prin parametrul <destinatar>) căruia îi este adresat mesajul e-mail care urmează a fi transmis.

- DATA – specifică procesului server că urmează să primească de la client conținutul unui mesaj electronic (e-mail).
- QUIT - închide canalul de comunicație dintre client și server.

Pentru fiecare comandă trimisă de către clientul SMTP către serverul SMTP, acesta din urmă returnează un cod numeric care reprezintă codul rezultat în urma execuției operației specificate de către client. Principalele coduri numerice (și semnificațiile lor) returnate de procesul server sunt:

- 220 – *Service ready*, procesul server este disponibil pentru a prelua un mesaj.
- 221 – *Service closing transmission channel*, procesul server urmează a închide canalul de comunicaţie cu procesul client.
- 250 – *Request mail action okay*, *completed*, specifică procesului client că operația specificată de acesta a fost executată cu succes.
- 251 – *User not local*, informează procesul client că nu cunoaște adresa destinatarului și va redirecționa mesajul respectiv către un alt calculator server.
- 354 – *Start mail input*, specifică procesului client că acesta poate începe transmisia conținutului mesajului (e-mail-ului);
- 502 – *Command not implemented*, cod de eroare returnat atunci când comanda specificată de către procesul client nu este cunoscută / implementată de către procesul server.

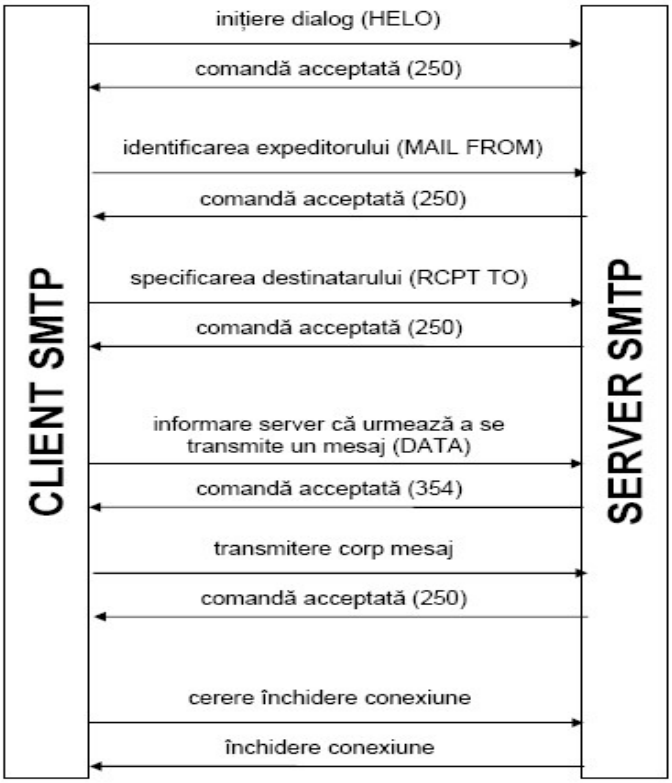


Figura 28. Scenariu de transmitere a unui mesaj

2.3.2 Recepționarea mesajelor

2.3.2.1 Protocolul POP3

Etapa de recepționare a unui e-mail presupune că utilizatorul căruia îi este destinat mesajul să pornească aplicația client pentru serviciul de poștă electronică și să îi specifice acesteia să extragă de pe calculatorul server (care are rolul de oficiu poștal) noile mesaje asociate căsuței sale poștale.

Protocolul utilizat pentru extragerea mesajelor unui utilizator de pe un calculator server care îi gestionează căsuța poștală se numește POP3 (Post Office Protocol Version 3). Portul TCP standard pentru protocolul POP3 este 110.

Rolul acestui protocol este de a permite utilizatorilor să își aducă mesajele de pe calculatorul server (care are rolul de oficiu poștal) pe propriul calculator.

Protocolul POP3 definește un limbaj de comunicare între procesul care cere informațiile (client) și procesul care executa comenzile și transmite mesajele cerute de către client (server).

Principalele facilități oferite de către acest protocol sunt:

- extragerea mesajelor de pe calculatorul server;
- ștergerea mesajelor (care au fost sau nu recepționate) de pe calculatorul server;
- posibilitatea utilizării versiunii securizate, POPS3, care criptează informațiile transmise între procesul client și procesul server, pentru a preveni astfel interceptarea acestora. Comunicația între procesul client și procesul server se efectuează în modul următor: clientul trimite o comanda serverului, acesta o execută și returnează clientului un cod numeric.

Principalele comenzi definite de protocolul POP3 sunt:

- USER <utilizator> - specifică procesului server numele utilizatorului pentru care să deschidă căsuța poștală.
- PASS <parola> - trimite procesului server parola contului de utilizator asociată cu contul de utilizator specificat la comanda precedentă.
- LIST [<număr_mesaj>] - cere procesului server să listeze mesajele utilizatorului.
- RETR <număr_mesaj> - cere procesului server să listeze conținutul mesajului cu numărul de identificare specificat de parametrul <număr_mesaj>.
- DELE <număr_mesaj> - șterge mesajul cu numărul specificat de parametrul <număr_mesaj>.
- QUIT - închide canalul de comunicație dintre client și server.
- STAT - cere procesului server să afișeze informații statistice despre căsuța poștală a utilizatorului curent (și numărul de mesaje din căsuța poștală și dimensiunea totală a acestora).
- LAST - cere procesului server să afișeze numărul de identificare al ultimului mesaj venit în căsuța poștală.

- TOP <număr_mesaj> <număr_linii> - specifică procesului server să listeze din mesajul cu numărul de identificare specificat de parametrul <număr_mesaj> primele <număr_linii> de conţinut;
- RSET - resetează starea mesajelor din căsuța poștală (refăcând mesajele șterse).

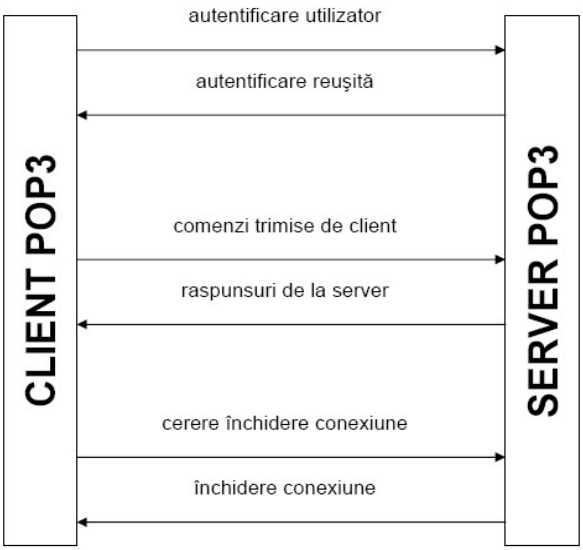


Figura 29. Procesul de comunicare între server și client utilizând protocolul POP3

2.3.2.2 Protocolul IMAP

IMAP este un protocol care a fost proiectat pentru a ajuta utilizatorii care accesează căsuța poștală de pe mai multe calculatoare. Spre deosebire de POP3, care în mod normal presupune că utilizatorul își va goli căsuța poștală la fiecare conectare și va lucra deconectat de la rețea (*off-line*) după aceea, IMAP presupune că tot conținutul căsuței va rămâne pe server putând fi accesat de pe oricâte calculatoare. Portul TCP standard pentru protocolul IMAP este 143.

Protocolul asigură mecanisme pentru crearea, ștergerea și manipularea mai multor directoare pe server. Astfel, un utilizator poate păstra un director pentru fiecare corespondent și poate muta aici mesajele din *Inbox* după ce acestea au fost citite.

Stilul general al protocolului IMAP este similar cu cel al POP3-ului cu excepția faptului că există zeci de comenzi. La fel și scenariul de conectare a clientului cu serverul.

2.4 FTP – Protocolul pentru transfer de fișiere

FTP este protocolul care oferă facilități pentru transferul fișierelor pe sau de pe un calculator din rețea. Transferul poate fi de două tipuri:

- *Upload* - fișierele sunt transferate de pe calculatorul local pe cel de la distanță.
- *Download* - fișierele sunt transferate de pe calculatorul aflat la distanță pe cel local.

Pentru a se realiza transferul fișierelor este necesar să existe:

- Aplicație server – care este instalată pe un calculator care astfel devine server FTP. Prin FTP server administratorul de sistem creează conturi FTP și stabilește în ce zonă se poate conecta clientul și ce poate face în acea zonă.
- Aplicație client - care este instalată pe un alt calculator care astfel devine client FTP.

Clientul deschide o conexiune TCP către portul 21 al serverului; această conexiune se numește conexiune de control. Prin conexiunea de control, clientul transmite comenzi în format text, câte o comandă pe o linie. Fiecare comandă începe cu numele comenzii urmat de eventuali parametrii. Parametrii sunt separați prin spații, atât față de numele comenzii cât și între ei. Serverul răspunde tot în format text, fiecare răspuns începând cu un cod care arată dacă comanda s-a executat cu succes sau ce erori s-au produs, după care urmează un text ce descrie, în limbaj natural, rezultatul execuției comenzii. Cu o singură excepție (în cazul comenzii PASV, descrisă mai jos), textul din răspuns nu este interpretat de către aplicația client. El este însă afișat, de obicei, pe ecran utilizatorului aplicației client.

Autentificarea se face la solicitarea clientului. Clientul trimite succesiv două comenzi, USER și PASS, având ca parametrii respectiv numele utilizatorului și parola acestuia. Serverul refuză execuția majorității comenzilor clientului înainte de autentificarea cu succes a acestuia. După autentificare, serverul acceptă să efectueze operațiile cerute de client doar dacă utilizatorul în contul căruia s-a făcut autentificarea are dreptul la operațiile respective.

Pentru transferul de fișiere publice, serverul este configurat să accepte autentificare cu numele de utilizator ftp sau *anonymous* fără să solicite parolă sau acceptând orice șir de caractere pe post de parolă. în vremurile de început ale Internet-ului, se obișnuia ca un utilizator ce dorea acces la fișiere publice să-și dea, pe post de parolă, adresa sa de poștă electronică. O dată cu răspândirea spam-urilor, s-a renunțat la acest obicei.

Transferul fișierelor se cere prin comenzile SEND (dinspre client spre server) și RETR (dinspre server spre client). Comenzile au ca argument numele de pe server al fișierului de transferat. Transferul propriu-zis are loc printr-o conexiune separată, numită conexiune de date. Pentru fiecare fișier se deschide o nouă conexiune de date, care se închide la finalul transferului fișierului. Dimensiunea fișierului nu este specificată explicit nicăieri, receptorul fișierului obținând lungimea din faptul că emițătorul închide conexiunea de date la finalul fișierului.

Există două moduri de deschidere a conexiunii de date:

- Modul activ prevede că serverul deschide conexiunea de date ca o conexiune TCP dinspre portul 20 al serverului către un port specificat de client. Clientul specifică portul pe care așteaptă conexiunea prin comanda PORT. Conexiunea se deschide ca urmare a comenzii de transfer (SEND sau RETR), nu imediat după primirea comenzii PORT.
- Modul pasiv prevede deschiderea conexiunii de date de către client, dinspre un port oarecare al său, către un port specificat de server. Portul specificat de server se obține ca răspuns al comenzii PASV date de client. Acesta este singurul caz

în care clientul interpretează din răspunsul serverului și altceva decât codul returnat.

Listarea fișierelor de pe server este solicitată de client prin comanda LIST. Transferul listei de fișiere se face tot printr-o conexiune de date, ca și în cazul comenzii RETR.

Capitolul 3. Nivelul Transport

Nivelul Transport al modelului TCP/IP administrează transmisia de date de la un calculator la altul, asigurând calitatea serviciului de comunicare, siguranța liniei de transport, controlul fluxului, detecția și corecția erorilor. În lumea reală el îndeplinește importanta funcție de a izola nivelurile superioare de tehnologia, arhitectura și imperfecțiunile subrețelei.

Acest nivel oferă două tipuri de servicii: **orientate pe conexiune** (protocolul TCP) sau **datagramă** (protocolul UDP), împărțind datele în segmente mai mici (Figura 30) pentru a fi transportate ușor prin rețea. El este proiectat astfel încât să permită conversații între gazdele sursă, respectiv, destinație. Hardware-ul și/sau software-ul care se ocupă de toate acestea în cadrul nivelului transport poartă numele de **entitate de transport**. Entitatea de transport poate aparține nucleului sistemului de operare, unui proces distinct, unei biblioteci legate de aplicațiile de rețea sau poate fi găsită în cadrul plăcii de rețea.

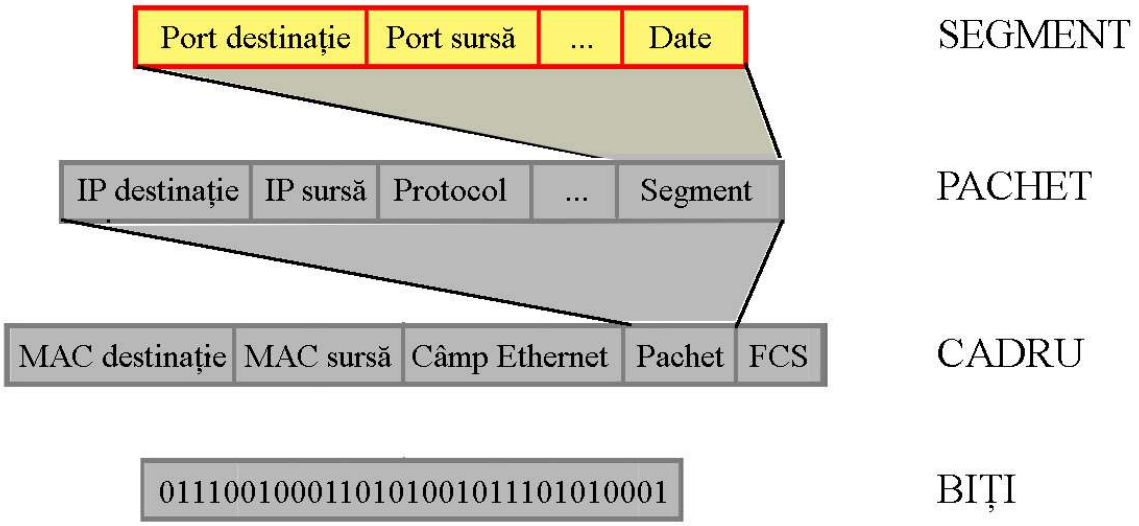


Figura 30. Unitatea de date pentru Nivelul Transport

Deoarece utilizatorii nu pot controla nivelurile inferioare, ei nu pot rezolva problema unor servicii de proastă calitate folosind rutere mai bune sau adăugând o tratare a erorilor mai sofisticată. Singura posibilitate este ca acest nivel să amelioreze calitatea serviciilor. Dacă pe o subrețea orientată pe conexiune, o entitate de transport este informată la jumătatea transmisiei că a fost închisă brusc conexiunea sa la un nivel inferior, fără nici o indicație despre ceea ce s-a întâmplat cu datele aflate în acel moment în tranzit, ea poate iniția o altă conexiune cu entitatea de transport aflată la distanță. Folosind această nouă conexiune, ea poate întreba care date au ajuns la destinație și care nu, și poate continua comunicarea din locul de unde a fost întreruptă.

3.1 Primitive ale serviciilor de transport

Pentru a permite utilizatorului să acceseze serviciile de transport, nivelul transport trebuie să ofere unele operații programelor aplicație, adică o interfață a serviciului transport. Astfel, multe programe (și programatori) folosesc primitivele de transport. Acestea sunt în număr de cinci (Figura 31), interfața fiind într-adevăr simplă, dar prezintă trăsăturile de bază

ale oricărei interfețe orientate pe conexiune a nivelului transport. Ea permite programelor de aplicație să stabilească, să utilizeze și să elibereze conexiuni, ceea ce este suficient pentru multe aplicații.

Primitiva	Unitatea de date trimisă	Explicaţii
LISTEN	(nimic)	Se blochează până când un proces încearcă să se conecteze
CONNECT	CONNECTION REQ.	Încearcă să stabilească conexiunea
SEND	DATE	Transmite informaţie
RECEIVE	(nimic)	Se blochează până când primeşte date trimise
DISCONNECT	DISCONNECTION REQ.	Trimisă de partea care vrea să se deconecteze

Figura 31. Primitivele unui serviciu de transport simplu

3.2 Adresarea

Atunci când un proces ce rulează pe o gazdă dorește să stabilească o conexiune cu un proces ce rulează pe o altă gazdă aflată la distanță, el trebuie să specifice cu care proces dorește să se conecteze. Metoda folosită în mod normal este de a defini adrese de transport la care procesele pot să aștepte cereri de conexiune. În Internet acestea se numesc porturi. În continuare se va folosi pentru acestea termenul generic SAP (Punct de Access la Servicii), iar pentru nivelul Transport se vor numi TSAP - punct de acces la serviciul de transport. Punctele similare în cazul nivelului rețea (adică adresele la nivel rețea) sunt numite NSAP. Adresele IP sunt exemple de NSAP-uri.

Necesitatea de a avea mai multe TSAP-uri se datorează faptului că, de obicei, fiecare calculator gazdă are un singur NSAP, deci cumva este nevoie să se distingă mai multe adrese de transport pentru a putea utiliza multiple aplicații ce rulează pe același calculator.

Un scenariu posibil pentru stabilirea unei conexiuni la nivel transport este următorul:

1. Un proces server care furnizează ora exactă și care rulează pe gazda 2 se atașează la TSAP 1522 propriu, așteptând un apel. Poate fi utilizat un apel de tip LISTEN.
2. Un proces aplicație de pe gazda 1 dorește să afle ora exactă; atunci el generează un apel CONNECT specificând TSAP 1208 ca sursă și TSAP 1522 ca destinație. Această acțiune are ca rezultat în cele din urmă stabilirea unei conexiuni la nivel Transport între procesele aplicație de pe gazda 1 și serverul de pe gazda 2.
3. Procesul aplicație trimite o cerere o cerere pentru timp.
4. Procesul server de timp răspunde cu timpul curent.
5. Conexiunea transport este apoi eliberată.

3.3 Protocolul UDP

UDP (Protocol cu Datagrame Utilizator) este un protocol de transport fără conexiune ce oferă aplicațiilor o modalitate de a trimite datagrame IP încapsulate fără a fi nevoie să stabilească o conexiune. UDP este descris în RFC 768 [13]. Este adesea folosit pentru interogări rapide întrebare-răspuns, client-server și pentru aplicații în care comunicarea promptă este mai

importantă decât comunicarea cu acuratețe, așa cum sunt aplicațiile de transmisie a vocii și a imaginilor video.

UDP transmite segmente constând într-un antet de 8 octeți urmat de informația utilă. Antetul este prezentat în Figura 32. Cele două porturi servesc la identificarea punctelor terminale ale calculatoarelor sursă și destinație. Când ajunge un pachet UDP, conținutul său este predat procesului atașat portului destinație.

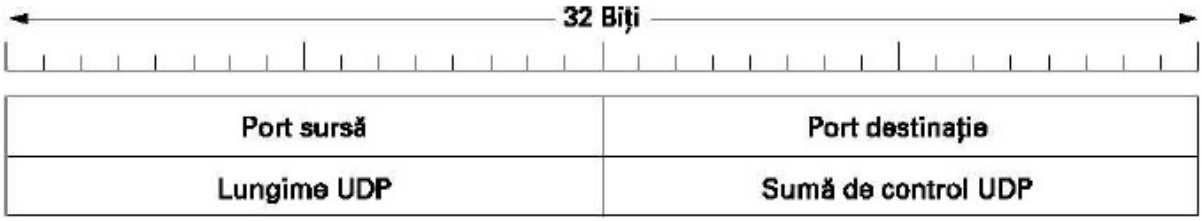


Figura 32. Antetul UDP

Portul sursă este în primul rând necesar atunci când un răspuns trebuie transmis înapoi la sursă. Prin copierea câmpului port sursă din segmentul care sosește în câmpul port destinație al segmentului care pleacă, procesul ce trimite răspunsul specifică ce proces de pe calculatorul de trimitere urmează să-l primească.

Protocolul UDP nu realizează controlul fluxului, controlul erorii sau retransmiterea unui segment incorect primit. Toate acestea depind de procesele utilizatorului.

Avantajul acestui protocol se observă în situația utilizării aplicațiilor de tip client-server. Deseori, clientul trimite o cerință scurtă server-ului și așteaptă înapoi un răspuns scurt. Dacă se pierde ori cererea ori răspunsul, clientul poate pur și simplu să încerce din nou după ce a expirat timpul. Nu numai că va fi mai simplu codul, dar sunt necesare și mai puține mesaje (câte unul în fiecare direcție) decât la un protocol care solicită o inițializare inițială.

O aplicație care folosește protocolul UDP este DNS. Pe scurt, un program care trebuie să caute adresele de IP ale unor nume de domenii, poate trimite un pachet UDP conținând numele gazdei către un server DNS. Serverul răspunde cu un pachet UDP conținând adresa de IP a gazdei. Nu este necesară nici o inițializare în avans și nici o închidere de sesiune. Doar două mesaje traversează rețeaua.

3.4 Protocolul TCP

TCP (Protocolul de Control al Transmisiei) este un protocol orientat pe conexiune care permite ca un segment trimis de la un calculator să ajungă fără erori pe orice alt calculator din Internet. Dacă pe calculatorul destinație un segment ajunge cu erori, TCP cere retrimiterea lui. Orientarea pe conexiune nu semnifică faptul că există un circuit între calculatoarele care comunică, ci faptul că segmentele călătoresc bidirecțional între două gazde care sunt conectate logic pentru o anumită perioadă.

Internetul este compus din nenumărate rețele ce diferă ca topologie, lărgime de bandă, întârzieri, dimensiunea pachetelor și alți parametri. TCP a fost proiectat să se adapteze în mod dinamic la proprietățile acestuia și să fie robust în ceea ce privește mai multe tipuri de defecte. TCP a fost definit în mod oficial în RFC 793 [14]. O dată cu trecerea timpului, au fost detectate

diverse erori și inconsistențe și au fost modificate cerințele în anumite subdomenii. Aceste clarificări, precum și corectarea câtorva erori sunt detaliate în RFC 1122. Extensiile sunt furnizate în RFC 1323.

Fiecare mașină care suportă TCP dispune de o entitate de transport, fie ca proces utilizator, fie ca procedură de bibliotecă, fie ca parte a nucleului sistemului de operare. În toate aceste cazuri, ea gestionează fluxurile TCP și interfețele către nivelul inferior, nivelul Internet.

Una din sarcinile protocolului TCP este să detecteze erorile de livrare a segmentelor și să efectueze o retransmisie atunci când situația o impune. Segmentele care ajung (totuși) la destinație pot sosi într-o ordine eronată; este, de asemenea, sarcina TCP-ului să le reasambleze în mesaje respectând ordinea corectă (de secvență).

Serviciul TCP este obținut prin crearea atât de către emițător, cât și de către receptor, a unor puncte finale, *socket*. Fiecare dintre acestea este format din adresa IP a calculatorului gazdă și un port cu lungime de 16 biți, local gazdei respective. Portul este pentru TCP punctul de acces la servicii. Pentru a obține o conexiune TCP, trebuie stabilită explicit o conexiune între un *socket* de pe mașina emițătoare și unul de pe mașina receptoare.

Numerele de port mai mici decât 256 se numesc porturi general cunoscute și sunt rezervate serviciilor standard (Figura 33).

Port	Protocol	Utilitate
21	FTP	Transfer de fişiere
23	Telnet	Login la distanţă
25	SMTP	E-mail
69	TFTP	Protocol de transfer de fişiere trivial
79	Finger	Căutare de informaţii despre un utilizator
80	HTTP	World Wide Web
110	POP-3	Acces prin e-mail la distanţă
119	NNTP	Ştiri USENET

Figura 33. Porturi uzuale

Toate conexiunile TCP sunt duplex integral și punct-la-punct. Duplex integral înseamnă că traficul se poate desfășura în ambele sensuri în același timp. Punct-la-punct indică faptul că fiecare conexiune are exact două puncte finale.

Entitățile TCP de transmisie și de recepție inter-schimbă informație sub formă de segmente. Un segment TCP constă dintr-un antet de exact 20 de octeți (plus o parte opțională) urmat de zero sau mai mulți octeți de date. Programul TCP este cel care decide cât de mari trebuie să fie aceste segmente. El poate acumula informație provenită din mai multe cereri într-un singur segment sau poate fragmenta informația provenind dintr-o singură cerere în mai multe segmente. Există două limite care restricționează dimensiunea unui segment. În primul rând, fiecare segment, inclusiv antetul TCP, trebuie să încapă în cei 65.535 de octeți de informație utilă IP. În al doilea rând, fiecare rețea are o unitate maximă de transfer (MTU), deci fiecare segment trebuie să încapă în acest MTU. În realitate, MTU este în general de 1500 octeți

(dimensiunea informației utile din Ethernet), definind astfel o limită superioară a dimensiunii unui segment.

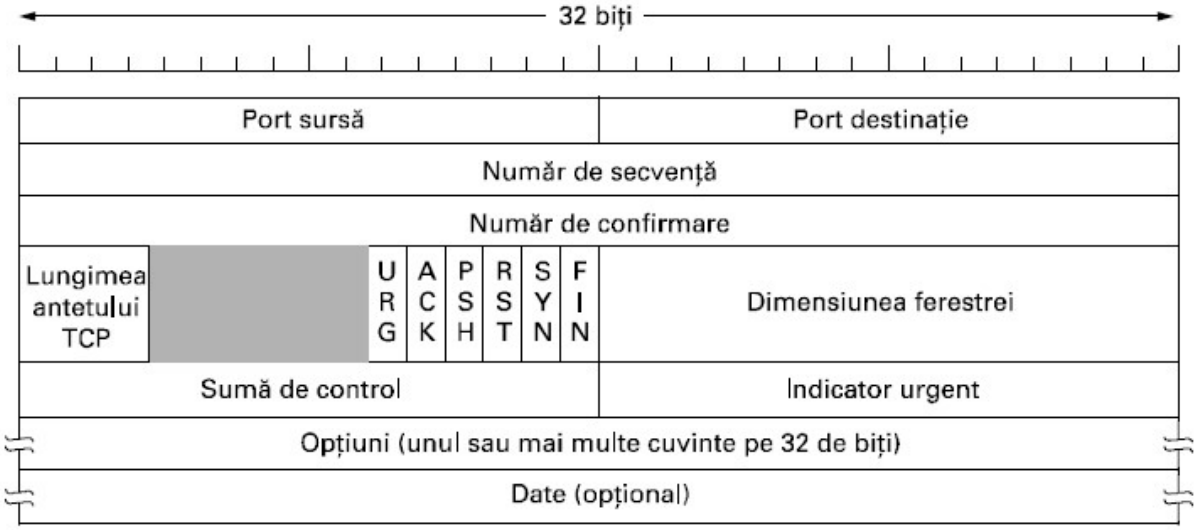


Figura 34. Antetul TCP

Protocolul de bază utilizat de către entitățile TCP este protocolul cu fereastră glisantă (*sliding window*). Atunci când un emițător transmite un segment, el pornește un cronometru. Atunci când un segment ajunge la destinație, entitatea TCP receptoare trimite înapoi un segment (cu informație utilă, dacă aceasta există, sau fără, în caz contrar) care conține totodată și numărul de secvență următor pe care aceasta se așteaptă să-l recepționeze. Dacă cronometrul emițătorului depășește o anumită valoare înaintea primirii confirmării, emițătorul retransmite segmentul neconfirmat.

În TCP conexiunile sunt stabilite utilizând „înțelegerea în trei pași”.

1. Pentru a stabili o conexiune, una din părți – de exemplu serverul - așteaptă în mod pasiv o cerere de conexiune prin execuția primitivelor LISTEN și ACCEPT, putând specifica o sursă anume sau nici o sursă în mod particular.
2. Cealaltă parte – de exemplu clientul - execută o primitivă CONNECT, indicând adresa IP și numărul de port la care dorește să se conecteze, dimensiunea maximă a segmentului TCP pe care este dispusă să o accepte și, opțional, o informație utilizator (de exemplu o parolă).
3. Când un segment sosește la destinație, entitatea TCP receptoare verifică dacă există un proces care a executat LISTEN pe numărul de port specificat în câmpul Port destinație, în caz contrar refuzând conexiunea. Dacă există, segmentul TCP recepționat va fi dirijat către procesul respectiv. Acesta poate accepta sau refuza conexiunea. Dacă o acceptă, trimite înapoi expeditorului un segment de confirmare.

Atunci când încărcarea la care este supusă o rețea este mai mare decât poate aceasta să suporte, apare congestia. Controlul congestiei este realizat de către TCP prin micșorarea ratei de transfer a informației. Atunci când se stabilește o conexiune, trebuie să se aleagă dimensiunea potrivită a segmentelor. Receptorul poate o poate specifica bazându-se pe

dimensiunea buffer-ului propriu. Dacă emițătorul acceptă această dimensiune, nu mai pot apărea probleme datorită umplerii buffer-ului la recepție, dar pot apărea în schimb datorită congestiei interne în rețea (a se observa analogia din Figura 35).

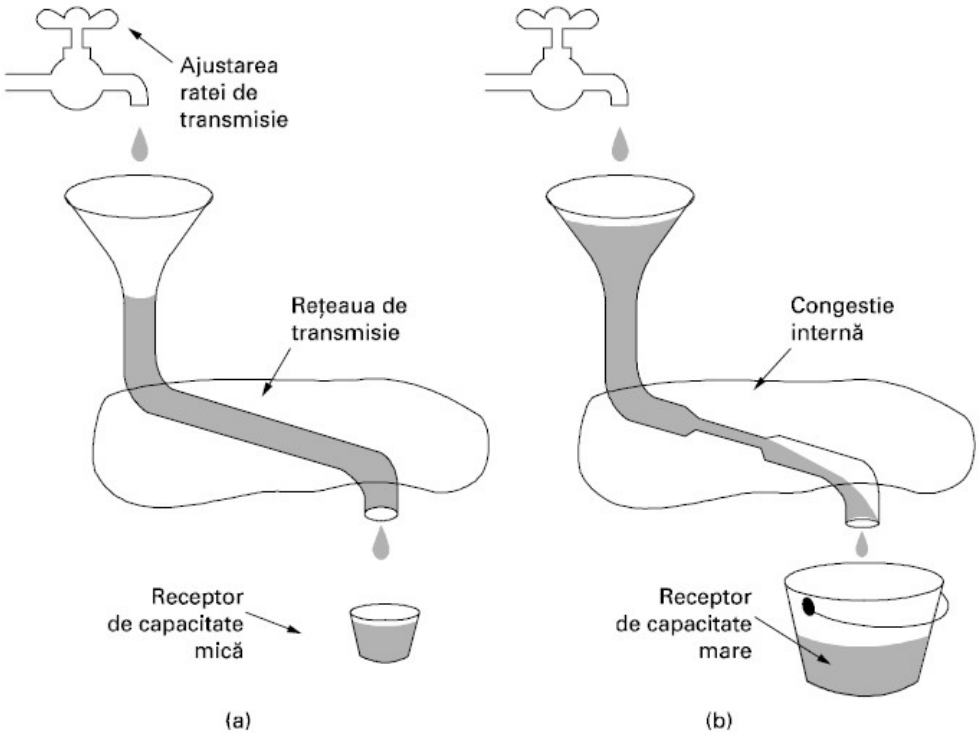


Figura 35. (a) O rețea rapidă alimentând un receptor de capacitate mică. (b) O rețea lentă alimentând un receptor de mare capacitate.

Un exemplu de selecție a cantității de date transmisă este următorul: Dacă receptorul spune: „Trimite 8KB”, dar emițătorul știe că o rafală de mai mult de 4KB poate aglomera excesiv rețeaua, el va trimite 4KB. Din alt punct de vedere, dacă receptorul spune: „Trimite 8KB” și emițătorul știe că o rafală de 32KB poate străbate fără efort rețeaua, el va trimite toți cei 8KB ceruți.

Capitolul 4. Nivelul Internet

Nivelul Internet este un grup de metode, protocoale și specificații de interconectare utilizate pentru a transporta pachete de la gazda sursă la gazda destinație specificată de o adresă IP care este definită în acest scop de Protocolul de Internet (IP).

Scopul interconectării rețelelor este de a permite utilizatorilor din orice rețea să comunice cu utilizatorii celorlalte rețele și de asemenea de a permite unui utilizator din orice rețea să acceseze date pe orice rețea. Realizarea acestui scop înseamnă trimiterea pachetelor dintr-o rețea în alta. Cum rețelele diferă deseori în puncte esențiale, transmiterea acestora nu este întotdeauna ușoară.

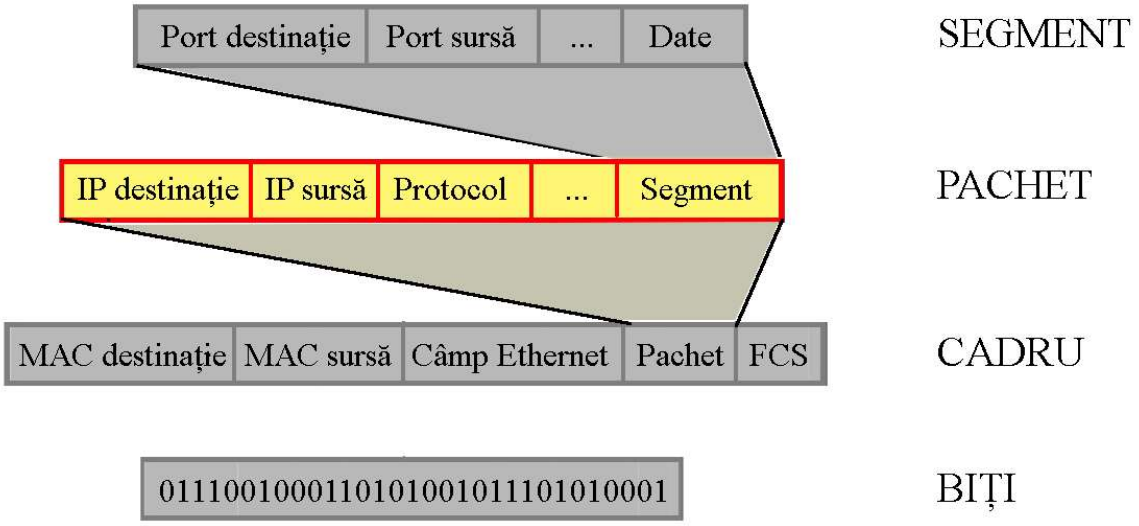


Figura 36. Unitatea de date pentru Nivelul Internet

Rețelele pot fi interconectate prin diferite dispozitive. La nivelul fizic, rețelele pot fi conectate prin repetoare sau noduri (*hub*), care doar transferă biții între două rețele identice. Acestea sunt în marea lor majoritate dispozitive analogice și nu cunosc protocoalele numerice (doar regenerează semnale).

Cu un nivel mai sus întâlnim punțile (*bridge*) și comutatoarele (*switch*), care operează la nivelul legăturii de date. Acestea acceptă cadre, examinează adresele MAC și retransmit cadrele către o rețea diferită, efectuând traduceri de protocol minore, ca de exemplu de la Ethernet la FDDI sau la 802.11.

La nivelul Internet există rutere care pot conecta două rețele. Ruterele comunică între ele prin intermediul unor protocoale de rutare special proiectate, fie protocoale de *gateway* interior, fie protocoale de *gateway* exterior, în funcție de topologia rețelei.

O diferență esențială între cazul utilizării unui *switch* și cel al utilizării unui ruter este următoarea. În cazul *switch*-ului este transportat întregul cadru, pe baza adresei MAC. În cazul unui ruter pachetul este extras din cadru, iar adresa IP din pachet este utilizată pentru a decide unde să fie trimis. Comutatoarele nu trebuie să înțeleagă protocolul nivelului Internet, dar ruterele da.

4.1 Protocolul IP

Protocolul de Internet este responsabil pentru adresarea gazdelor, încapsularea datelor în datagrame (inclusiv fragmentarea și reasamblarea) și rutarea datagramelor de la o gazdă sursă la o gazdă de destinație în una sau mai multe rețele IP. În aceste scopuri, Protocolul de Internet definește formatul pachetelor și oferă un sistem de adresare.

Fiecare datagramă are două componente: un antet și datele care trebuie transportate. Antetul IP include adresa IP sursă, adresa IP de destinație și alte meta-date necesare pentru a direcționa și a livra datagrama. Această metodă de îngloba datele într-un pachet cu un antet se numește încapsulare.

4.1.1 IP v4

Protocolul de Internet versiunea 4 (IPv4) este unul dintre protocoalele de bază ale metodelor de interconectare, bazate pe standarde, din Internet și a fost implementat în 1983.

IPv4 este un protocol fără conexiune pentru utilizarea în rețelele cu comutare de pachete. Funcționează pe baza unui model de livrare cu cel mai bun efort (*best effort delivery*), deoarece nu garantează livrarea și nu asigură secvențierea corespunzătoare sau evitarea dublei livrări. Aceste aspecte, inclusiv integritatea datelor, sunt abordate de către protocolul de transport de nivel superior, cum ar fi TCP.

O datagramă IPv4 constă dintr-o parte de antet și o parte de text. Antetul are o parte fixă de 20 de octeți și o parte opțională cu lungime variabilă (Figura 37).

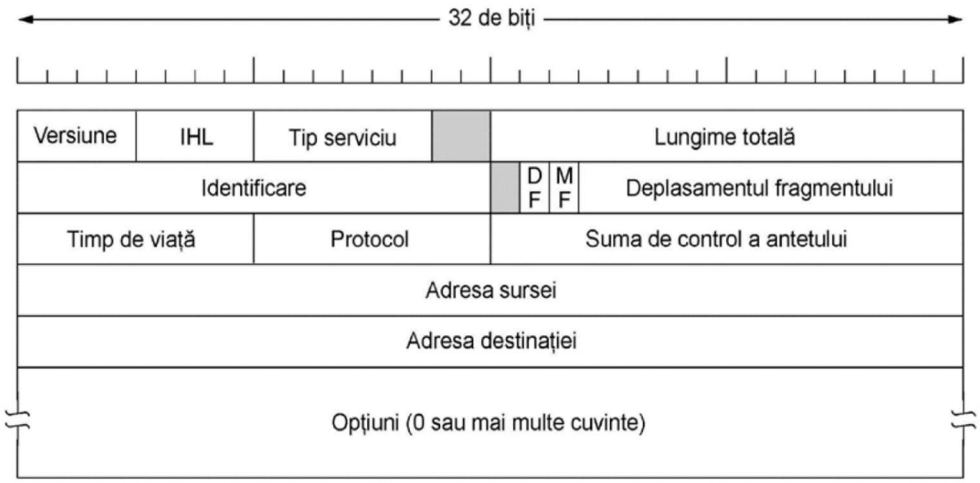


Figura 37. Antetul IPv4

Fiecare gazdă și ruter din Internet are o adresă IP, care codifică adresa sa de rețea și de gazdă. Combinația este unică: în principiu nu există două mașini cu aceeași adresă IP. Toate adresele IP sunt de 32 de biți lungime și sunt folosite în câmpurile Adresă sursă și Adresă destinație ale pachetelor IP. Este important de observat că o adresă IP nu se referă de fapt la o gazdă. Se referă de fapt la o interfață de rețea, deci dacă o gazdă este în două rețele, trebuie să folosească două adrese IP. Totuși în practică, cele mai multe gazde sunt conectate la o singură rețea și deci au o adresă IP.

Timp de mai multe decenii, adresele IPv4 erau împărțite în cinci categorii ilustrate în Figura 38. Acest model de alocare a fost denumit **clase de adrese**. Nu mai este folosit, dar referințele la acest model sunt în continuare des întâlnite în literatură.

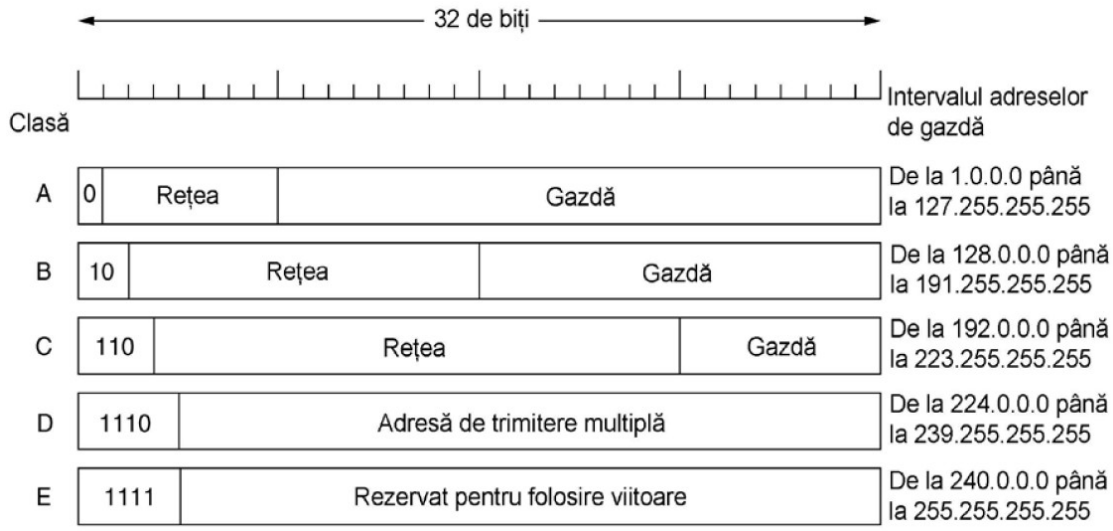


Figura 38. Formatul adreselor IPv4

Formatele de clasă A, B, C permit până la 128 rețele cu 16 milioane de gazde fiecare, 16.384 rețele cu până la 64K gazde, 2 milioane de rețele (de exemplu, LAN-uri) cu până la 256 gazde fiecare (deși unele dintre acestea sunt speciale). Pentru a evita conflictele numerele de rețea sunt atribuite de ICANN (Corporația Internet pentru Numere și Nume Atribuite). La rândul său, ICANN a împuternicit diverse autorități regionale să administreze părți din spațiul de adrese și acestea, la rândul lor, au împărțit adrese ISP-urilor și altor companii.

Adresele de rețea, care sunt numere de 32 de biți, sunt scrise în mod uzual în notația zecimală cu punct. În acest format, fiecare din cei 4 octeți este scris în zecimal, de la 0 la 255. Cea mai mică adresă IP este 0.0.0.0 și cea mai mare este 255.255.255.255.

Adrese IP speciale:

- Adresa IP 0.0.0.0 este folosită de gazde atunci când sunt pornite. Adresele IP cu 0 ca ID de rețea se referă la rețeaua curentă.
- Adresele care constau numai din 1-uri permit difuzarea în rețeaua curentă, în mod uzual un LAN.
- Adresele cu un ID exact de rețea și numai 1-uri în câmpul gazdă permit calculatoarelor să trimită pachete de difuzare în LAN-uri la distanță, aflate oriunde în Internet (deși mulți administratori de sistem dezactivează această opțiune).
- Toate adresele de forma 127.xx.yy.zz sunt rezervate pentru testări în buclă locală (*loopback*). Pachetele trimise către această adresă nu sunt trimise prin cablu; ele sunt prelucrate local și tratate ca pachete sosite.

O singură adresă din clasele definite mai sus se referă la o singură rețea. Deoarece clasele A sau B conțin în teorie un număr mare de gazde, iar în practică nu există rețele atât de mari, s-a permis ca o rețea să fie divizată în mai multe părți pentru uz intern, dar pentru lumea

exterioară să se comporte tot ca o singură rețea și astfel au apărut subrețelele. Pentru aceasta, un număr de biți din ID-ul gazdei sunt folosiți pentru a crea un număr de subrețea.

Pentru a se putea folosi subrețele, ruterul principal are nevoie de o mască de subrețea, care indică separarea dintre ID-urile rețea + subrețea și gazdă: toți biții măștii de subrețea ce corespund ID-ului rețelei au valoarea 1, iar toți biții corespunzători ID-ului gazdei sunt 0.

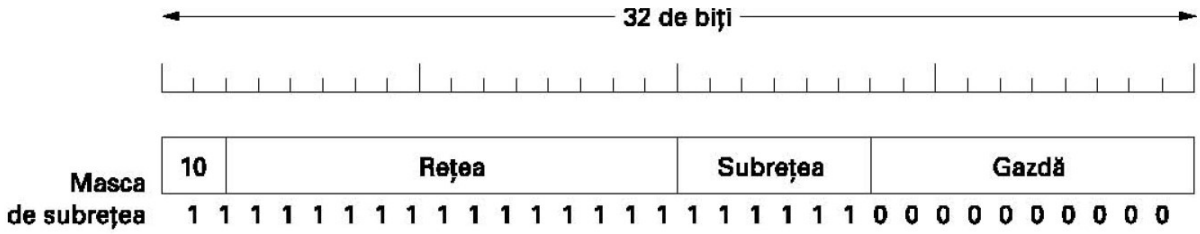


Figura 39. O rețea de clasă B împărțită în 64 de subrețele

4.1.2 IP v6

În situația epuizării adreselor IPv4, IETF a început să lucreze în 1990 la o nouă versiune de IP, una care să nu își epuizeze niciodată adresele, să rezolve o gamă largă de alte probleme și să fie totodată mai flexibilă și mai eficientă. Obiectivele majore au fost:

1. Să suporte miliarde de gazde, chiar cu alocare ineficientă a spațiului de adrese.
2. Să reducă dimensiunea tabelelor de rutare.
3. Să simplifice protocolul, pentru a permite ruterelor să proceseze pachetele mai rapid.
4. Să asigure o securitate mai bună (autentificare și confidențialitate) față de IP-ul curent.
5. Să acorde o mai mari atenție tipului de serviciu, în special pentru datele de timp real.
6. Să ajute trimiterea multiplă, permițând specificarea de domenii.
7. Să creeze condițiile pentru ca o gazdă să poată migra fără schimbarea adresei sale.
8. Să permită evoluția protocolului în viitor.
9. Să permită coexistența noului și vechiului protocol pentru câțiva ani.

Astfel a apărut IPv6, care, deși nu este compatibil cu IPv4, este compatibil cu celelalte protocoale Internet auxiliare, incluzând TCP, UDP, ICMP, IGMP, OSPF, BGP și DNS, câteodată fiind necesare mici modificări (majoritatea pentru a putea lucra cu adrese mai lungi). Mai multe informații despre el pot fi găsite în RFC 2460 până la RFC 2466.

IPv6 are adrese mai lungi decât IPv4. Ele au o lungime de 16 octeți, ceea ce rezolvă problema pentru a cărei soluționare a fost creat IPv6: să furnizeze o sursă efectiv nelimitată de adrese Internet. Mai exact, sunt 2^{128} adrese, care reprezintă aproximativ $3{,}4 \times 10^{38}$. Chiar și în cel mai pesimist scenariu, vor fi totuși mult peste 1000 de adrese IP pe metru pătrat de suprafață planetară. În orice scenariu credibil, vor fi trilioane de adrese pe metru pătrat. Pe scurt, pare improbabil că vor fi epuizate adresele în viitorul previzibil.

A doua mare îmbunătățire a lui IPv6 este simplificarea antetului. El conține numai 7 câmpuri (față de 13 în IPv4). Această schimbare permite ruterelor să prelucreze pachetele mai rapid, îmbunătățind astfel productivitatea și întârzierea.

A treia mare îmbunătățire a fost suportul mai bun pentru opțiuni. Această schimbare a fost esențială în noul antet, deoarece câmpurile care erau necesare anterior sunt acum opționale. În plus, modul în care sunt reprezentate opțiunile este diferit, ușurând ruterelor saltul peste opțiunile care nu le sunt destinate. Această caracteristică accelerează timpul de prelucrare a pachetelor.

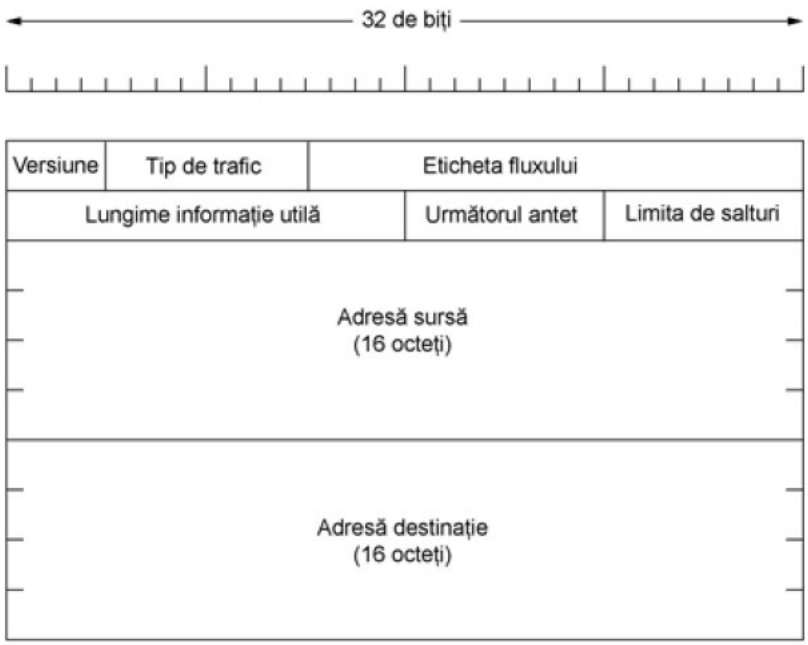


Figura 40. Antetul IPv6

Pentru scrierea adreselor de 16 octeți a fost inventată o nouă notație. Ele sunt scrise ca opt grupuri de câte patru cifre hexazecimale cu semnul : (două puncte) între grupuri, astfel:

8000:0000:0000:0000:0123:4567:89AB:CDEF

Din moment ce multe adrese vor avea multe zerouri în interiorul lor, au fost autorizate unele optimizări. Mai întâi, zerourile de la începutul unui grup pot fi omise, astfel încât 0123 poate fi scris ca 123. În al doilea rând, unul sau mai multe grupuri de 16 zerouri pot fi înlocuite de o pereche de semne două puncte (::). Astfel, adresa de mai sus devine:

8000::123:4567:89AB:CDEF

4.2 Translatarea adreselor de rețea

În perioada de tranziție dintre IPv4 și IPv6, pentru a depăși problema insuficienței adreselor de tip IPv4, s-a propus o rezolvare rapidă pe termen scurt: translatarea adreselor de rețea (NAT) care este descrisă în RFC 3022.

Ideea de bază a NAT-ului este de a aloca fiecărei companii o singură adresă IP (sau cel mult un număr mic de adrese) pentru traficul Internet. În interiorul companiei, fiecare calculator primește o adresă IP unică, care este folosită pentru traficul intern. Totuși, atunci când un pachet părăsește compania și se duce la ISP, are loc o translatare de adresă (conversia adresei interne

în cea reală). Pentru a face posibil acest lucru, au fost declarate ca fiind private trei intervale de adrese IP. Companiile le pot folosi intern așa cum doresc. Singura regulă este ca nici un pachet conținând aceste adrese să nu apară pe Internet. Cele trei intervale rezervate sunt:

- 10.0.0.0 -10.255.255.255/8 (16.777.216 gazde)
- 172.16.0.0 -172.31.255.255/12 (1.048.576 gazde)
- 192.168.0.0 -192.168.255.255/16 (65.536 gazde)

Când un pachet părăsește compania, trece printr-o unitate NAT (*NAT box*) care convertește adresa IP internă în adresa IP reală a companiei. Apare totuși o problemă atunci când sosește înapoi răspunsul, iar unitatea NAT trebuie să-l trimită în rețeaua locală către gazda corectă.

Folosind câmpul Port sursă se rezolvă problema de corespondență. De fiecare dată când un pachet pleacă, el intră în unitatea NAT și adresa sursă este înlocuită cu adresa reală a companiei. În plus, câmpul TCP Port sursă este înlocuit cu un index în tabela de translatare a unității NAT, care are 65.536 intrări. Această tabelă conține adresa IP inițială și portul inițial. În final, sunt recalculate și inserate în pachet sumele de control ale antetelor IP și TCP. Câmpul Port sursă trebuie înlocuit pentru că s-ar putea întâmpla, de exemplu, ca două stații din aceeași rețea să aibă ambele conexiuni care să folosească un anumit port, deci câmpul Port sursă nu este suficient pentru a identifica procesul emițător.

Atunci când la unitatea NAT sosește un pachet de la ISP, Portul sursă din antetul TCP este extras și folosit ca index în tabela de corespondență a unității NAT. Din intrarea localizată sunt extrase și inserate în pachet adresa IP internă și Portul sursă TCP inițial. Apoi sunt recalculate sumele de control TCP și IP și inserate în pachet. După aceea pachetul este transferat ruterului companiei pentru transmitere normală folosind adresa internă.

4.3 Protocoale de control în Internet

Pe lângă IP, care este folosit pentru transferul de date, Internetul are câteva protocoale de control la nivelul rețea, incluzând ICMP, ARP, RARP, BOOTP și DHCP.

4.3.1 Protocolul mesajelor de control din Internet

Operarea Internet-ului este strâns monitorizată de către rutere. Atunci când se întâmplă ceva neobișnuit, evenimentul este raportat prin ICMP (Protocolul mesajelor de control din Internet). Cele mai importante mesaje sunt enumerate în Figura 41. Fiecare tip de mesaj ICMP este încapsulat într-un pachet IP.

Tipul mesajului	Descriere
Destinaţie inaccesibilă	Pachetul nu poate fi livrat
Timp depăşit	Câmpul timp de viaţă a ajuns la 0
Problemă de parametru	Câmp invalid în antet
Oprire sursă	Pachet de şoc
Redirectare	Învaţă un ruter despre geografie
Cerere de ecou	Întreabă o maşină dacă este activă
Răspuns ecou	Da, sunt activă
Cerere de amprentă de timp	La fel ca cererea de ecou, dar cu amprentă de timp
Răspuns cu amprentă de timp	La fel ca răspunsul ecou, dar cu amprentă de timp

Figura 41. Tipuri de mesaje ICMP

4.3.2 Protocolul de rezoluție a adresei

ARP este un protocol de comunicație utilizat pentru descoperirea adresei MAC a unui calculator asociată unei adrese IP cunoscută.

Fabricanții plăcilor de rețea cer un spațiu de adrese de la o autoritate centrală pentru a se asigura că nu există două plăci cu aceeași adresă (pentru a evita conflictele care ar apărea dacă cele două plăci ar fi în aceeași rețea). Plăcile trimit și primesc cadre pe baza adresei MAC de 48 biți. Deși fiecare calculator din Internet are una sau mai multe adrese IP, acestea nu pot fi folosite de fapt pentru trimiterea pachetelor deoarece hardware-ul nivelului legăturii de date nu înțelege adresele Internet.

Protocolul ARP permite unei gazde să trimită un pachet de difuzare în rețea prin care să întrebe cine este proprietarul unei adrese IP specificate în acesta, la acest pachet răspunzând cu adresa MAC numai gazda cu adresa IP menționată. ARP este definit în RFC 826.

4.3.3 Protocolul Dinamic de Configurare a Gazdei

DHCP (Protocol Dinamic de Configurare a Gazdei) permite atribuirea manuală sau automată de adrese IP calculatoarelor dintr-o rețea și este bazat pe ideea unui server special care atribuie adrese IP gazdelor care cer una. Este descris în RFC-urile 2131 și 2132.

Pentru a obține o adresă IP, un calculator tocmai pornit difuzează un pachet DHCP DISCOVER. Serverul DHCP din rețea interceptează toate difuzările de acest gen și alocă acestuia o adresă IP.

O problemă care apare cu atribuirea automată a adreselor IP dintr-o rezervă comună este cât timp ar trebui alocată o adresă IP. Dacă o gazdă părăsește rețeaua și nu returnează adresa sa IP serverului DHCP, acea adresă va fi pierdută permanent. După o perioadă de timp vor fi pierdute multe adrese. Pentru a preveni aceasta, atribuirea adresei IP va fi pentru o perioadă fixă de timp, o tehnică numită închiriere (*lease*). Chiar înainte ca perioada de închiriere să expire, gazda trebuie să îi ceară DHCP-ului o reînnoire. Dacă nu reușește să facă cererea sau dacă cererea este respinsă, gazda nu va mai putea folosi adresa IP primită anterior.

4.4 Protocoale de rutare

Internetul este construit dintr-un număr mare de sisteme autonome (AS). Fiecare AS este administrat de o organizație diferită și poate folosi propriul algoritm de rutare a pachetelor

în interior. Un algoritm de rutare în interiorul unui AS este numit protocol de *gateway* interior; un algoritm de rutare utilizat între AS-uri este numit protocol de *gateway* exterior.

4.4.1 Protocolul de gateway interior

Primul protocol de acest gen a fost unul de rutare pe baza vectorilor distanță (RIP) ce utilizau numărarea hop-urilor (nodurilor) și unele metrici de rutare (lungimea căii, lățime de bandă, încărcare, întârziere, etc.), ce funcționa bine în sisteme mici.

A fost înlocuit cu un protocol bazat pe starea legăturilor, mai exact pe calea cea mai scurtă numit OSPF (Protocol Public (deschis) bazat pe Calea cea mai Scurtă).

OSPF suportă trei tipuri de conexiuni și rețele:

- Linii punct-la-punct între exact două rutere.
- Rețele multi-acces cu difuzare (de exemplu, cele mai multe LAN-uri).
- Rețele multi-acces fără difuzare (de exemplu, cele mai multe WAN-uri cu comutare de pachete).

OSPF funcționează prin abstractizarea colecției de rețele, rutere și linii reale într-un graf orientat în care fiecărui arc îi este atribuit un cost (distanță, întârziere etc.). Apoi calculează cea mai scurtă cale bazându-se pe ponderile arcelor. O conexiune serială între două rutere este reprezentată de o pereche de arce, câte unul în fiecare direcție. Ponderile lor pot fi diferite. O rețea multi-acces este reprezentată de un nod pentru rețeaua însăși, plus câte un nod pentru fiecare ruter. Arcele de la nodul rețea la rutere au pondere 0 și sunt omise din graf.

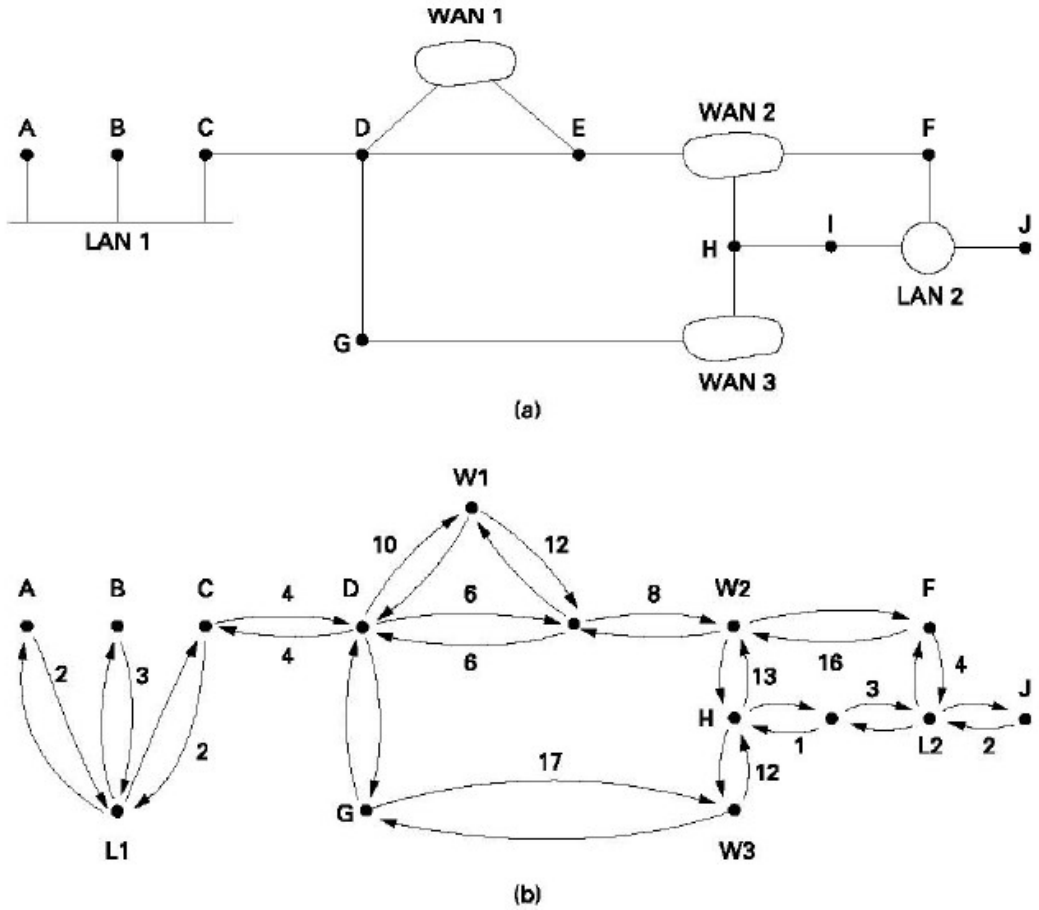


Figura 42. (a) Un sistem autonom. (b) O reprezentare de tip graf a lui (a)

4.4.2 Protocolul de gateway exterior

Între AS-uri se folosește un protocol diferit, BGP (Protocolul Porților de Graniță), pentru că scopurile unui protocol pentru *gateway* interior și ale unui protocol pentru *gateway* exterior sunt diferite. Tot ce trebuie să facă un protocol pentru *gateway* interior este să mute pachetele cât mai eficient de la sursă la destinație.

Ruterele ce folosesc protocolul de *gateway* exterior trebuie să țină cont într-o mare măsură de politică. De exemplu, un AS al unei corporații poate dori facilitatea de a trimite pachete oricărui *site* Internet și să recepționeze pachete de la orice *site* Internet. Cu toate acestea, poate să nu dorească să asigure tranzitarea pentru pachetele originare dintr-un AS străin destinate unui AS străin diferit, chiar dacă prin AS-ul propriu trece cea mai scurtă cale dintre cele două AS-uri străine („Asta este problema lor, nu a noastră.”). Pe de altă parte, poate fi dispus să asigure tranzitarea pentru vecinii săi, sau chiar pentru anumite AS-uri care au plătit pentru acest serviciu. Companiile telefonice, de exemplu, pot acționa ca un purtător pentru clienții lor, dar nu și pentru alții. Protocoalele pentru *gateway* exterior, în general și BGP în particular, au fost proiectate pentru a permite forțarea multor tipuri de politici de rutare pentru traficul dintre AS-uri.

Din punctul de vedere al unui ruter BGP, lumea constă din AS-uri și liniile care le conectează. Două AS-uri sunt considerate conectate dacă există o linie între două rutere de graniță din fiecare. Dat fiind interesul special al BGP-ului pentru traficul în tranzit, rețelele sunt grupate în trei categorii.

1. Rețele ciot (*stub networks*), care au doar o conexiune la graful BGP. Acestea nu pot fi folosite pentru traficul în tranzit pentru că nu este nimeni la capătul celălalt.
2. Rețele multi-conectate. Acestea pot fi folosite pentru traficul în tranzit, cu excepția celor care refuză.
3. Rețele de tranzit, cum ar fi coloanele vertebrale, care sunt doritoare să manevreze pachetele altora, eventual cu unele restricții, și de obicei pentru o plată.

BGP este la bază un protocol bazat pe vectori distanță, dar destul de diferit de celelalte protocoale cum ar fi RIP. În loc să mențină doar costul până la fiecare destinație, fiecare ruter BGP memorează calea exactă folosită. Similar, în loc să trimită periodic fiecărui vecin costul său estimat către fiecare destinație posibilă, fiecare ruter BGP comunică vecinilor calea exactă pe care o folosește. Definirea BGP-ului se găsește în RFC 1771 și 1774.

Capitolul 5. Nivelul Acces la rețea

La baza stivei de protocoale TCP/IP este nivelul de Acces la Rețea, o colecție de servicii și specificații care furnizează și gestionează accesul la echipamentele de rețea. Acest nivel administrează toate serviciile și funcțiile necesare pentru pregătirea datelor pentru rețeaua fizică, responsabilitățile lui incluzând:

- Interfațarea cu adaptorul de rețea al calculatorului.
- Coordonarea transmiterii datelor, aplicând regulile metodei de acces corespunzătoare.
- Conversia datelor într-un format potrivit pentru transmiterea unui flux de impulsuri electrice sau luminoase prin mediul de transmisie.
- Verificarea de erori a datelor primite.
- Adăugarea de informații de verificare a erorilor în datele de ieșire, astfel încât calculatorul destinație să poată verifica datele pentru erori.

Nivelul de Acces la Rețea definește procedurile de interfațare cu echipamentele de rețea și accesarea mediului de transmisie. Din fericire, este aproape invizibil pentru utilizatorul de zi cu zi. Driverul adaptorului de rețea, împreună cu componente cheie de nivel inferior ale sistemului de operare, gestionează cele mai multe dintre sarcinile nivelului de Acces la Rețea, iar câțiva pași de configurare scurți sunt de obicei tot ceea ce este necesar unui utilizator. Acești pași sunt simplificați prin îmbunătățirea funcțiilor *plug-and-play* și autoconfigurare ale sistemelor de operare.

Acest nivel TCP/IP corespunde cu aproximație nivelurilor Fizic și Legătură de Date ale modelului OSI. Unitățile de date corespunzătoare sunt cadrul și șirurile de biți (Figura 43).

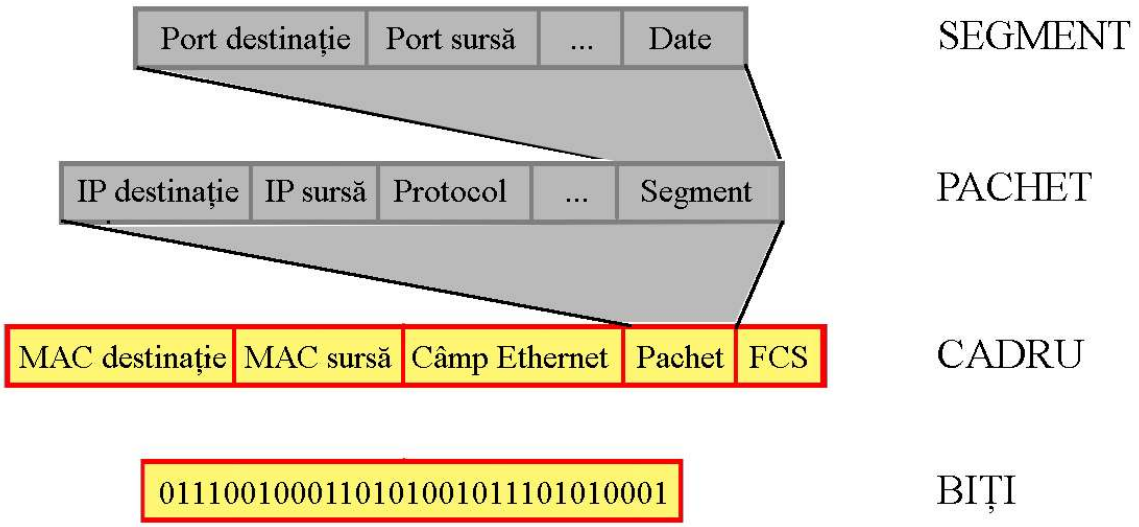


Figura 43. Unitățile de date pentru Nivelul Acces la Rețea

Nivelul Fizic OSI este responsabil pentru transformarea cadrului de date într-un flux de biți adecvat mediului de transmisie. Cu alte cuvinte, acesta gestionează și sincronizează impulsurile electrice sau luminoase care formează transmisia reală. La destinație, nivelul Fizic reasamblează aceste impulsuri într-un cadru de date.

Nivelul de Legătură de Date efectuează două funcții separate și, prin urmare, este împărțit în următoarele două sub-niveluri:

- Controlul Accesului la Mediu (MAC): acest sub-nivel oferă o interfață cu adaptorul de rețea. Adresa hardware a adaptorului de rețea, încorporată în acesta din fabrică, este adesea denumită adresa MAC.
- Controlul Logic al Conexiunii (LLC): Acest sub-nivel efectuează funcții de verificare a erorilor pentru cadrele livrate prin rețea și gestionează legăturile dintre dispozitivele care comunică.

5.1 Arhitectura rețelei

O arhitectură de rețea, cum ar fi Ethernet, oferă un pachet de specificații care reglementează adresarea fizică, accesul la și interacțiunea cu mediul de comunicație. Practic, proiectarea unei arhitecturi de rețea înseamnă de fapt proiectarea nivelului de Acces la Rețea.

O arhitectură de rețea este reprezentată de proiectarea unei rețele fizice și de stabilirea unei colecții de specificații care definesc comunicațiile în acea rețea fizică. Detaliile de comunicare depind de detaliile fizice, astfel încât specificațiile vin de obicei împreună, ca un pachet complet. Aceste specificații includ considerente precum:

- Metoda de acces: este un set de reguli care definesc modul în care calculatoarele vor partaja mediul de transmisie. Pentru a evita coliziunile de date, calculatoarele trebuie să respecte aceste reguli atunci când efectuează transmisii.
- Formatul cadrului de date: datagramele de la nivelul Internet sunt încapsulate în cadre de date cu un format predefinit. Datele din antet trebuie să furnizeze informațiile necesare pentru a livra date în rețeaua fizică.
- Tipul de cabluri: tipul de cablu utilizat pentru o rețea are efect asupra anumitor parametri de proiectare, cum ar fi proprietățile șirului de biți transmiși de adaptor.
- Norme de cablare: protocoalele, tipul cablurilor și proprietățile transmisiei au un efect asupra lungimilor maxime și minime ale cablului și ale specificațiilor conectorului cablului.

Detaliile, cum ar fi tipul de cablu și tipul de conector, nu reprezintă responsabilitatea directă a nivelului de Acces la Rețea dar, pentru a proiecta componentele software ale acestui nivel, dezvoltatorii trebuie să își asume un set specific de caracteristici pentru rețeaua fizică. Important este că nivelurile superioare nu trebuie să cunoască detalii despre componentele hardware ale rețelei. Stiva de protocoale TCP/IP este proiectată astfel încât toate detaliile de interacțiune cu acestea să apară la nivelul de Acces la Rețea. Acest design permite ca TCP/IP să funcționeze pe o mare varietate de medii de transmisie diferite.

Exemple de arhitecturi de rețea dezvoltate a acest nivel sunt:

- IEEE 802.3 (Ethernet): rețea bazată pe cabluri folosită în majoritatea locuințelor și birourilor.

- IEEE 802.11 (Wi-Fi): rețea fără fir folosită în majoritatea locuințelor și birourilor.
- IEEE 802.16 (WiMAX): o tehnologie fără fir folosită pentru comunicații pe distanțe mari.
- Point-to-Point Protocol (PPP): protocol utilizat pentru conexiuni între modem-uri.

5.2 Adresarea fizică

Nivelul de Acces la Rețea este necesar pentru a face legătura între adresa de IP, care este configurată prin software-ul de protocol la nivelul Internet, cu adresa fizică reală permanentă a adaptorului de rețea. Această adresă fizică este denumită adesea adresă MAC deoarece, în cadrul modelului OSI, adresarea fizică este responsabilitatea sub-nivelului de Control al Accesului la Mediu (MAC). Deoarece sistemul de adresare fizică este încapsulat în nivelul de Acces la Rețea, adresa poate avea un format diferit, în funcție de specificațiile arhitecturii rețelei.

În cazul rețelei Ethernet, adresa fizică este, de obicei, încorporată în adaptorul de rețea din fabrică, dar marea majoritate a acestora oferă posibilitatea de a o schimba în sistemul de operare cu ajutorul driverului. Cadrele de date trimise prin intermediul rețelei trebuie să utilizeze această adresă fizică pentru a identifica adaptoarele sursă și destinație.

O adresă MAC este formată dintr-o succesiune de 48 de biți. Primii 24 identifică producătorul adaptorului de rețea, iar ultimii 24 identifică adaptorul. Primii doi biți ai primului octet au funcții speciale: primul identifică dacă mesajele trimise de adaptor sunt destinate unui singur calculator (*unicast*) sau mai multor calculatoare (*multicast*), iar al doilea dacă adresa MAC a fost alocată de către producător sau modificată de administratorul de rețea.

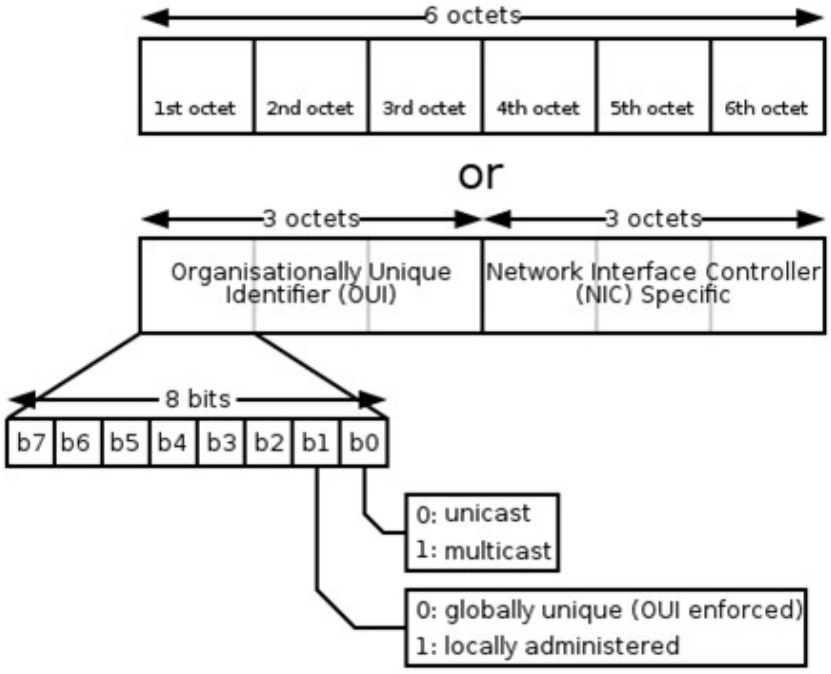


Figura 44. Structura adresei MAC

5.3 Ethernet

Ethernet este, fără îndoială, cea mai populară tehnologie LAN utilizată în prezent. Arhitectura Ethernet a devenit populară datorită prețului său scăzut: cablul Ethernet este ieftin și ușor de instalat. Adaptoarele de rețea Ethernet și componentele hardware Ethernet sunt, de asemenea, relativ ieftine. Răspândirea rețelelor fără fir nu a diminuat importanța Ethernet-ului. O formă importantă de rețea LAN fără fir este uneori numită "Ethernet fără fir" deoarece încorporează multe dintre principiile specificațiilor inițiale ale rețelei Ethernet.

Într-o rețea clasică Ethernet, toate computerele au un mediu de transmisie comun. Ethernet utilizează o metodă de acces numită Acces Multiplu cu Detecția Purtătoarei și Detecția Coliziunilor (CSMA/CD) pentru a determina când un calculator este liber să transmită date prin mediul de comunicație. Utilizând CSMA/CD, toate calculatoarele monitorizează mediul și așteaptă până când linia este disponibilă înainte de a transmite. Dacă două calculatoare încearcă să transmită în același timp, apare o coliziune. Calculatoarele se opresc, așteaptă un interval de timp aleatoriu și încearcă să transmită din nou.

Rețelele Ethernet tradițională funcționează bine pentru trafic ușor până la moderat, rata coliziunilor crescând în condiții de utilizare intensă. În rețelele Ethernet moderne, dispozitive precum *switch*-urile de rețea gestionează traficul pentru a reduce incidența coliziunilor, permițând astfel Ethernet-ului să funcționeze mai eficient, prin împărțirea unei rețele în mai multe domenii de coliziune.

Domeniul de coliziune reprezintă un grup de calculatoare conectate fizic prin dispozitive ce lucrează la nivelul de Rețea (repetor, hub, *tranceiver*) în care se pot produce coliziuni. *Switch*-urile, lucrând la nivelul de Legătură de Date, dirijează cadrele de date numai către calculatoarele cărora le sunt destinate, pe baza adresei MAC. Prin urmare acestea separă o rețea în mai multe domenii de coliziune, în funcție de numărul de porturi.

Structura unui cadru Ethernet este prezentată în Figura 45.

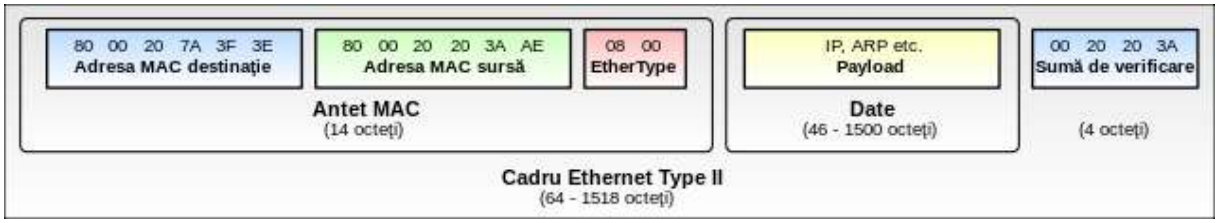


Figura 45. Structura unui cadru Ethernet

5.4 Codificarea Manchester

În ceea ce privește transmiterea șirurilor de biți prin mediul de comunicație în rețelele Ethernet nu se folosește o codificare binară directă, cu 0 volți pentru un bit 0 și 5 volți pentru un bit 1, deoarece aceasta conduce la ambiguități. Dacă o stație trimite șirul de biți 00010000, altele l-ar putea interpreta fals ca 10000000 sau 01000000 întrucât nu pot distinge diferența între un emițător inactiv (0 volți) și un bit 0 (0 volți).

Această problemă poate fi rezolvată utilizându-se codificarea Manchester în care fiecare perioadă a unui bit este împărțită în două intervale egale. Un bit 1 este trimis stabilind un voltaj

ridicat în timpul primului interval și scăzut în cel de-al doilea. Un 0 binar este trimis exact invers: întâi nivelul scăzut iar apoi cel ridicat. Această strategie asigură că fiecare perioadă a unui bit are o tranziție la mijloc, ușurând sincronizarea între emițător și receptor.

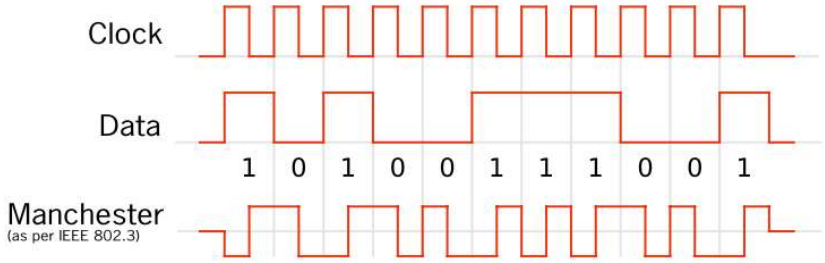


Figura 46. Codificarea Manchester

Capitolul 6. Rețele fără fir

O rețea fără fir este formată din gazde, ce pot fi mobile sau nu, asociate unor stații de bază / puncte de acces, cu rol administrare a rețelei și de trimitere și recepție a datelor către / de la gazde, între acestea stabilindu-se legături de comunicație.

În funcție de elementele componente ale unei rețele fără fir (dacă există sau nu puncte de acces) și de modul în care acestea comunică (dacă este necesară o singură legătură de comunicație – *single-hop* – sau mai multe – *multi-hop*) rețelele fără fir se pot clasifica astfel [2]:

- *Single-hop* bazată pe infrastructură, în care există un punct de acces și toate gazdele se conectează la acesta (de exemplu în cazul rețelelor Wi-Fi și GSM).
- *Single-hop* fără infrastructură, în care una din gazde coordonează schimbul de date cu celelalte gazde (de exemplu în cazul rețelelor Bluetooth).
- *Multi-hop* bazată pe infrastructură, în care deși există un punct de acces, unele gazde nu se vor conecta la acesta în mod direct ci prin intermediul altor gazde (de exemplu în cazul rețelelor WSN).
- *Multi-hop* fără infrastructură, în care nu există puncte de acces, iar gazdele pot comunica între ele și prin intermediul altor gazde care fac parte din rețea (de exemplu în cazul rețelelor MANET sau VANET).

Deoarece aerul este un mediu partajat iar spectrul radio alocat comunicațiilor ce nu necesită licență de operare este redus, accesarea acestuia de către dispozitive care folosesc aceeași frecvență poate duce la apariția de interferențe. Efectul acestora depinde de distanța până la dispozitivul care o produce și de puterea de emisie a acestuia. De exemplu, banda de frecvențe nelicențiată de 2,4 GHz este utilizată de către telefoanele fără fir, rețelele Bluetooth, Wi-Fi sau ZigBee, sistemele de alarmă auto, cuptoare cu microunde, camere video sau microfoane.

Cele mai răspândite tehnologii de comunicație pentru rețele fără fir sunt Wi-Fi, Bluetooth, ZigBee, WiMAX și GSM.

6.1 Rețele Wi-Fi

Rețelele Wi-Fi se bazează pe seria de standarde 802.11, primul dintre acestea fiind lansat în 1997. Acesta putea opera în două moduri: unul în care calculatoarele se puteau conecta la un punct acces ce avea legătură prin cablu cu rețeaua de bază, iar altul în care două calculatoare se puteau conecta direct unul cu celălalt.

Standardul 802.11 folosește o parte din banda de comunicații ISM (Industrial, Științific și Medical). Aceasta permite utilizarea fără licență și a fost populară pentru sistemele automate pentru uși de garaj, telefoane fără fir și alte dispozitive electronice de larg consum. În Europa, cele mai utilizate sunt benzile de 2,4 GHz și 5 GHz, fiecare bandă fiind divizată în mai multe canale.

În Figura 47 sunt reprezentate cele 13 canale disponibile în rețelele Wi-Fi ce folosesc banda de 2,4 GHz (unele dintre ele sunt interzise, în funcție de zona de pe glob), fiecare canal având o anumită lățime de bandă: 20 MHz, 22 MHz sau 40 MHz. Deoarece spațierea între frecvențele centrale a două canale este de doar 5 MHz, se constată o suprapunere a celor 13 canale. Dar, așa cum se observă din Figura 47, dacă într-o anumită zonă se utilizează numai canalele 1, 6 sau 11, suprapunerea se poate evita.

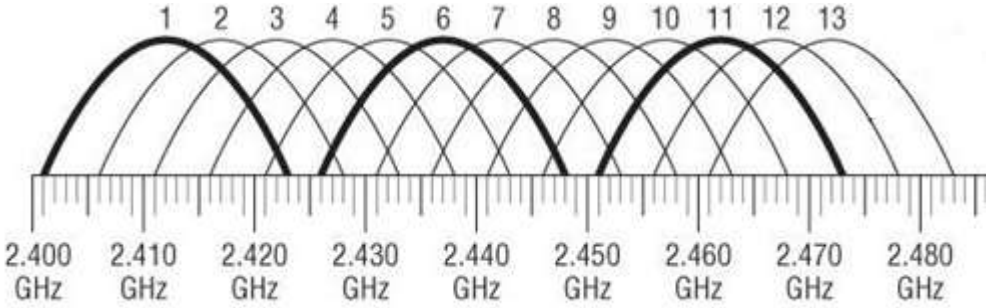


Figura 47. Canale Wi-Fi 2,4 GHz

Pentru banda de 5 GHz sunt disponibile mai multe canale (Figura 48) având lățimi de bandă de 20 MHz, 40 MHz, 80 MHz sau 160 MHz. Canalele nu se suprapun atâta timp cât în aceeași zonă se utilizează o singură valoare pentru lățimea de bandă.

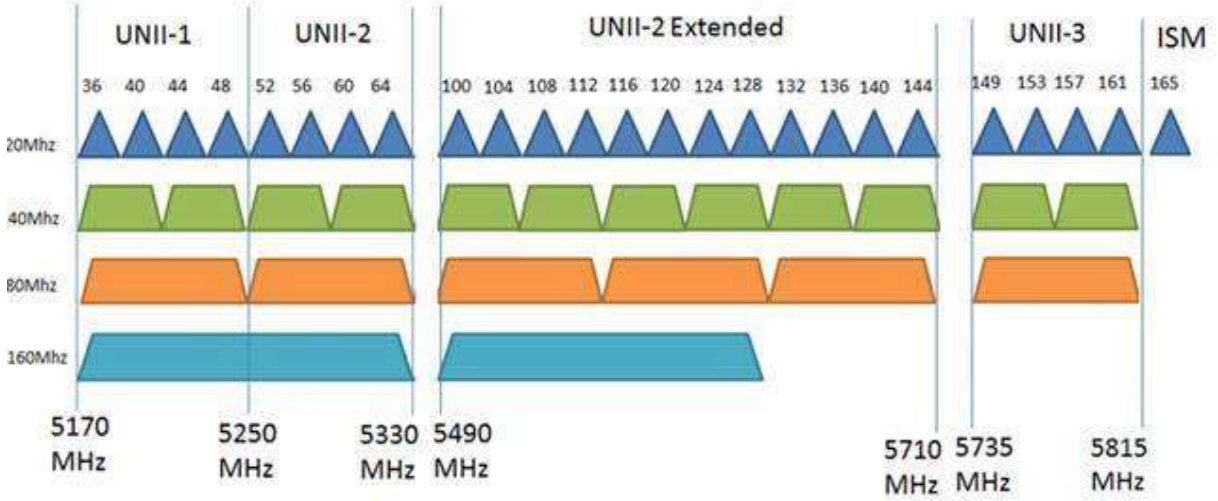


Figura 48. Canale Wi-Fi 5,8 GHz

Familia 802.11 (Figura 49) este alcătuită dintr-o serie de tehnici de modulație *half-duplex*, care utilizează același protocol de bază. 802.11-1997 a fost primul standard de rețea fără fir din familie, însă 802.11b a fost primul care a fost acceptat, urmat de 802.11a, 802.11g, 802.11n și 802.11ac. Alte standarde din familie (c-f, h, j) reprezintă amendamente, modificări ale serviciilor care sunt utilizate, pentru a extinde domeniul de aplicare actual al standardului existent, care pot include și corecții la o specificație anterioară.

802.11 network PHY standards								
802.11 protocol	Release date	Frequency (GHz)	Bandwidth (MHz)	Stream data rate (Mbit/s)	Allowable MIMO streams	Modulation	Approximate range	
							Indoor	Outdoor
802.11-1997	Jun 1997	2.4	22	1, 2	N/A	DSSS, FHSS	20 m (66 ft)	100 m (330 ft)
a	Sep 1999	5	20	6, 9, 12, 18, 24, 36, 48, 54	N/A	OFDM	35 m (115 ft)	120 m (390 ft)
		3.7						5,000 m (16,000 ft)[A]
b	Sep 1999	2.4	22	1, 2, 5.5, 11	N/A	DSSS	35 m (115 ft)	140 m (460 ft)
g	Jun 2003	2.4	20	6, 9, 12, 18, 24, 36, 48, 54	N/A	OFDM	38 m (125 ft)	140 m (460 ft)
n	Oct 2009	2.4/5	20	Up to 288.8	4	MIMO-OFDM	70 m (230 ft)	250 m (820 ft)
			40	Up to 600				
ac	Dec 2013	5	20	Up to 346.8	8		35 m (115 ft)	
			40	Up to 800				
			80	Up to 1733.2				
			160	Up to 3466.8				
		0.054-0.79	6-8	Up to 568.9	4			
ad	Dec 2012	60	2,160	Up to 6,757 (6.7 Gbit/s)	N/A	OFDM, single carrier, low-power single carrier	3.3 m (11 ft)	
ah	Dec 2016	0.9	1-16	Up to 347	4	MIMO-OFDM		

Figura 49. Variante ale standardului 802.11

Un caz special de amendament al standardului 802.11 este 802.11p ce permite realizarea de sisteme de comunicație pentru mediul vehicular. Denumit și WAVE (Acces Wireless în Medii Vehiculare), definește îmbunătățirile necesare pentru suportul Sistemelor Inteligente pentru Transporturi. Acestea includ schimbul de date între vehiculele de mare viteză (V2V) și între vehicule și infrastructura rutieră (V2I), în banda de 5,9 GHz.

Primele tipuri rețele Wi-Fi utilizau tehnici de acces al canalului de tip OFDM sau DSSS. Multiplexarea cu diviziune ortogonală de frecvență (OFDM) împarte un canal radio într-un număr mare de sub-purtătoare apropiate ce nu interferează, deși se suprapun în frecvență, datorită distanței dintre acestea aleasă corespunzător, iar tehnica de tip Spectru împrăștiat cu secvență directă (DSSS) multiplică datele ce trebuie transmise cu un semnal de tip zgomot. Ambele tehnici permit partajarea unui canal de comunicație între mai mulți utilizatori precum și obținerea unei mai mari imunități la perturbații și interferențe.

Creșterea ratelor de transfer s-a putut realiza prin Multiplexarea cu diviziune ortogonală de frecvență – Multiple intrări și Multiple ieșiri (MIMO-OFDM), aceasta fiind interfața dominantă pentru comunicații fără fir în bandă largă. Aceasta combină tehnologia MIMO, care multiplică rata de transfer prin transmiterea fluxului de date cu ajutorul mai multor antene, cu multiplexarea cu diviziune ortogonală de frecvență.

6.2 Rețele Bluetooth

Tehnologia Bluetooth a fost inventată de Ericsson în 1994 și este gestionată de Grupul de Interese Speciale Bluetooth (SIG), care deține peste 30.000 de companii membre din domeniul telecomunicațiilor, calculatoarelor, rețelelor și electronicii de consum. IEEE a standardizat Bluetooth ca IEEE 802.15.1, dar în momentul de față nu îl mai actualizează.

Numele "Bluetooth" este o versiune anglicizată a numelui scandinav Blåtand / Blåtann, epitetul regelui Harald Bluetooth din secolul al zecelea, care a unit triburile daneze disonante într-un singur regat și, conform legendei, a introdus și creștinismul.

Versiunile Bluetooth apărute de-a lungul timpului sunt următoarele:

- Versiunile 1.0 și 1.0B au apărut în anul 1999 și au avut multe probleme în funcționare.

- Versiunea 1.1 a apărut în anul 2001 fiind corectate unele erori și adăugându-se un indicator de tip RSSI. Versiunea a fost ratificată de IEEE prin standardul 802.15.1-2002.
- Versiunea 1.2 a apărut în 2003 fiind adăugate noi facilități precum Saltul Adaptiv în Frecvență (AFH), controlul fluxului, moduri de retransmitere, Conexiuni Sincronizate Extinse (eSCO), rată de transfer până la 721 kbps.
- Versiunea 2.0 + EDR a fost lansată în 2004 și a mărit rata de transfer maximă până la 2,1 Mbps datorită utilizării EDR (Rate de Date Îmbunătățite).
- Versiunea 2.1 + EDR a apărut în 2007 și a adus ca noutate principală modalitatea de împerechere simplă și sigura (SSP) ce a îmbunătățit procedura de împerechere a dispozitivelor Bluetooth dar și securitatea.
- Versiunea 3.0 + HS a fost lansată în 2004 și a mărit rata de transfer maximă până la 24 Mbps dar nu prin legătura Bluetooth. Aceasta era folosită doar pentru inițierea și stabilirea conexiunii, transferul de date făcându-se printr-o legătura de tip 802.11.
- Versiunea 4.0 + LE a fost adoptată în 2010 și a introdus un mod de consum redus de energie care a permis comunicarea cu periferice și senzori pentru aplicații medicale și industriale, la prețuri mici și cu menținerea distanțelor de comunicație.
- Versiunea 5 a fost dezvăluită în 2016 iar noile sale caracteristici se concentrează, în principal, pe tehnologia IoT. Pentru BLE furnizează dublul vitezei (2 Mbps în rafală scurtă) în detrimentul distanței, sau de până la patru ori mai mare distanța în detrimentul ratei de transfer și de opt ori mai mare capacitatea de transmisie a datelor prin creșterea lungimilor pachetelor.

Bluetooth este un standard pentru comunicații fără fir dedicat schimbului de date pe distanțe scurte (folosind banda ISM de la 2,4 la 2,4835 GHz) între dispozitive fixe și mobile și construirii rețelelor personale (PAN).

Versiunile standard *Basic Rate / Enhanced Data Rate* utilizează spectrul împărțit în 79 de canale, fiecare având lățimea de bandă de 1 MHz.

Tehnica de acces a canalului de comunicație este AFHSS (Spectru Împrăștiat cu Salt Adaptiv în Frecvență), denumită pe scurt AFH, ce presupune transmiterea datelor pe mai multe canale prin comutare rapidă pe baza unei secvențe pseudo-aleatorie. Selectarea canalului de comunicație permite Bluetooth să se adapteze mediului prin identificarea canalelor afectate de surse fixe de interferență și excluderea acestora din lista celor disponibile.

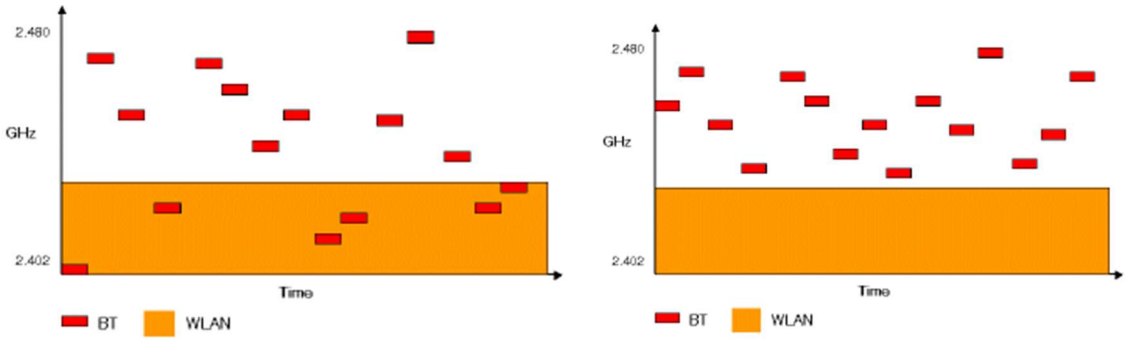


Figura 50. Utilizarea canalelor cu și fără AFH

În cazul versiunii Low Energy sunt utilizate 40 de canale (Figura 50) fiecare având lățimea de bandă de 2 MHz. 37 dintre acestea sunt dedicate transferului de date, iar 3 sunt folosite pentru *advertising* (descoperirea dispozitivelor, stabilirea conexiunii, transmisii de tip *broadcast*).

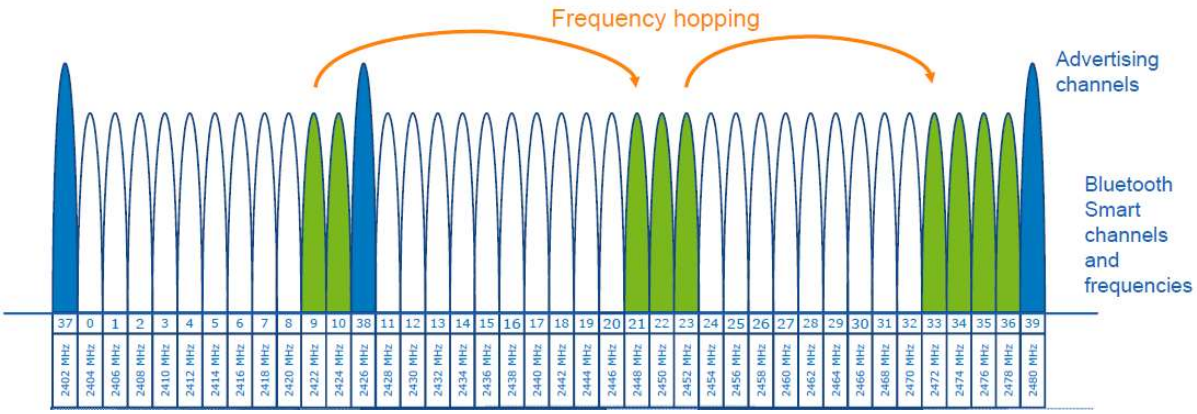


Figura 51. Canalele utilizate de Bluetooth LE

Raza de comunicație a modulelor Bluetooth depinde de clasa în care sunt acestea încadrate:

- Clasa 1, putere de emisie 100 mW, raza de comunicație aprox. 100 m.
- Clasa 2, putere de emisie 2,5 mW, raza de comunicație aprox. 10 m.
- Clasa 3, putere de emisie 1 mW, raza de comunicație aprox. 1 m.

Rețeaua de bază pentru Bluetooth se numește *Piconet* și are până la 8 dispozitive active într-o relație *master-slave*, adică 1 *master* și 7 *slave*. Un dispozitiv *slave* poate comunica doar cu dispozitivul *master* și numai atunci când este permisă de acesta. *Master*-ul determină alegerea canalului, adică secvența de salt în frecvență care trebuie utilizată de toate dispozitivele slave din *Piconet*.

Structura unui *Piconet* este prezentată în Figura 50. Dispozitivele sunt conectate într-un mod ad-hoc, iar desemnarea dispozitivelor *master* sau *slave* va fi valabilă pe toată durata de viață a *Piconet*-ului. Fiecare *Piconet* are un model unic de salt în frecvență, determinat de dispozitivul *master*, iar dispozitivele *slave* trebuie să se sincronizeze cu acesta.

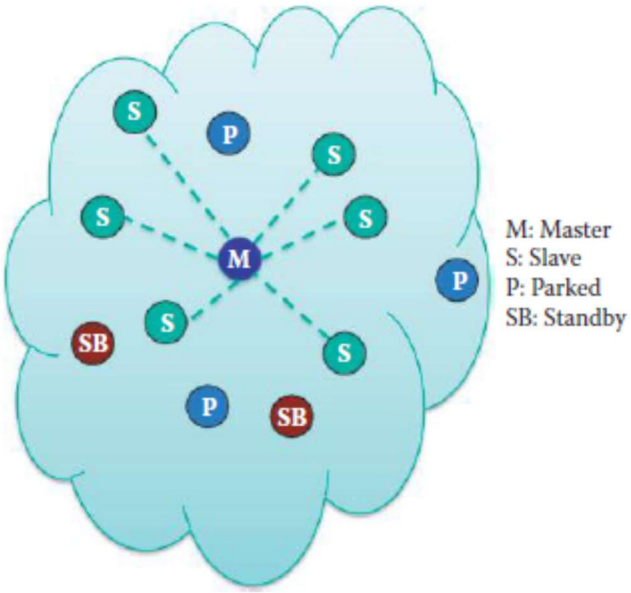


Figura 52. Structura unei rețele *Piconet*

Dispozitivele *slave* pot fi în una din cele trei stări majore: Așteptare, Conexiune și Parcat. Starea de Așteptare este starea implicită a dispozitivului. În această stare, dispozitivul poate fi într-un mod de consum redus de energie. În starea Conexiune, conexiunea a fost stabilită și pachetele pot fi trimise înainte și înapoi. În starea Parcat, dispozitivul *slave* va fi inactiv până când *master*-ul îl va reactiva. Starea Parcat nu mai este disponibilă începând cu versiunea 5.

6.3 Rețele ZigBee

Rețelele ZigBee sunt rețele personale (PAN) cu rate de transfer scăzute bazate pe standardul IEEE 802.15.4, destinate aplicațiilor industriale, rezidențiale și medicale ce necesită costuri și consum redus de energie, precum și cerințe reduse privind rata de transfer sau QoS.

Numele ZigBee se pare că provine de la zborul în zig-zag al albinelor care își transmit informații referitoare la poziția sursei de hrană.

Prima apariție a acestei tehnologii a fost în 1998, ca urmare a nevoii de o interfață mai ieftină decât Bluetooth pentru aplicații cu mulți senzori în care rețeaua se auto-configurează la intrarea sau ieșirea din activitate a unora dintre aceștia.

Modulele ZigBee pot lucra în modul punct la punct sau punct la multipunct, o rețea de astfel de dispozitive necesitând un dispozitiv cu funcția de Coordonator. Rețeaua de tip *mesh* permite conexiuni de date între dispozitive mai îndepărtate decât raza de acțiune radio prin interpunerea unor noduri ZigBee intermediare, iar defectarea unui nod poate fi transparentă prin preluarea sarcinilor de către alt nod.

Banda alocată în Europa este cea de 2,4GHz, intervalul de bandă folosit fiind între 2,405GHz și 2,480GHz, împărțit în 16 canale fiecare cu o lățime de bandă de 5MHz (Figura 53). Canalele sunt numerotate începând cu canalul 11 până la 26. Canalele ZigBee nu se suprapun, însă, în Figura 53 se poate observa suprapunerea acestora cu cele ale tehnologiilor

Wi-Fi și Bluetooth, lucru care poate duce la probleme de coexistență datorită interferențelor create de acestea.

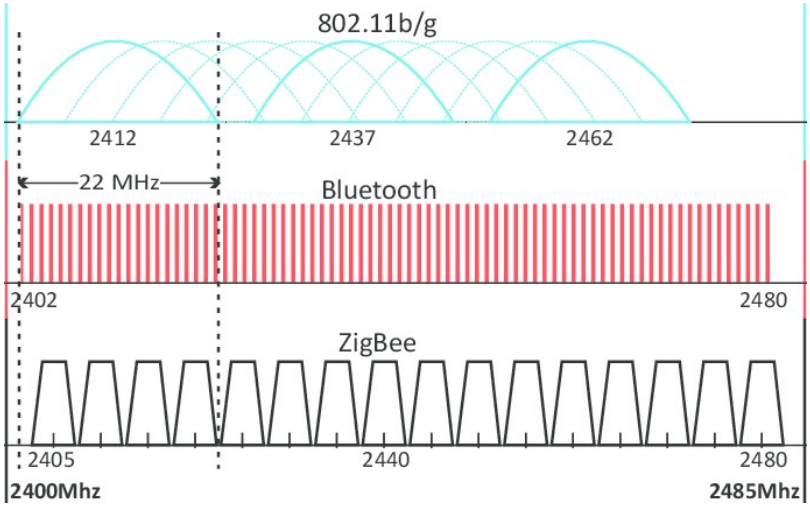


Figura 53. Canalele utilizate de ZigBee

Modulele ZigBee uzuale asigură o rată de transfer de 250kbps la distanțe de maximum 100m în spații închise și 1,6km în spații fără obstacole, viteze posibile fiind între 1200bps și 1Mbps. Comunicarea radio poate fi criptată (AES) iar corectitudinea transmisiei este asigurată de un mecanism de confirmare (ACK) și reîncercare.

Metoda de acces la mediu este numită Acces Multiplu cu Detecția Purtătoarei și Evitarea Coliziunilor (CSMA/CA) pentru a determina când un dispozitiv este liber să transmită date prin mediul de comunicație, iar pentru transmiterea datelor se utilizează tehnica de tip Spectru împrăștiat cu secvență directă (DSSS).

O rețea ZigBee poate cuprinde trei tipuri de componente, care îndeplinesc funcționalități specifice:

1. Coordonator
    - Orice rețea ZigBee are nevoie în orice moment de timp de un Coordonator. Acesta trebuie să fie unic la nivel de rețea.
    - Un Coordonator este responsabil cu formarea topologiei logice a rețelei, oferirea și configurarea adreselor și managementul altor funcționalități ce definesc rețeaua, o securizează și o păstrează funcțională pentru intervale lungi de timp.
    - Rolul unui Coordonator poate fi asumat de către un alt nod, în cazul în care acesta devine indisponibil.
    - Se recomandă să aibă o sursă de energie cât mai sigură, pentru a nu pune în pericol funcționarea rețelei. De asemenea, Coordonator se alege și nodul care are cele mai bune resurse hardware, pentru a putea face față unui număr mare de conexiuni active în orice moment de timp.
2. Router
    - O rețea poate avea mai multe noduri care să îndeplinească funcționalitatea de *Router*.

- Se poate conecta în mod activ la o rețea (nu are deci nevoie de un administrator care să-i spună să se conecteze) sau poate cere să se alăture unei rețele, dacă aceasta este securizată.
- Poate trimite și primi informații de la alte noduri, dar cel mai important – poate ruta informațiile primite. Acest lucru înseamnă că dacă un mesaj a ajuns la *Router* dar nu îi este destinat acestuia, el se poate ocupa cu trimiterea mai departe a informațiilor, către nodul corespunzător, cu ajutorul tabelei de rutare.
- *Router*-ele trebuie de asemenea să aibă o sursă de alimentare constantă, pentru a nu se apărea discontinuități în procesul de comunicare.

3. End-device (dispozitiv terminal)
    - *End-device*-urile pot să se alăture în mod pasiv rețelelor din jurul său și sunt capabile să trimită și să primească informații.
    - Un *End-device* are nevoie în orice moment de timp de un *Router* sau un Coordonator la care să se conecteze.
    - Un *End-device* nu se poate conecta în mod activ într-o rețea și depinde de existența unui ”părinte” – acesta îi ajută să se conecteze la rețea și de asemenea stochează mesaje când *End–device*-urile sunt în stand-by.
    - O rețea poate conține un număr foarte mare de *End-device*-uri, până la 65536.
    - La un *End-device*, de cele mai multe ori, se vor conecta senzori – direct sau indirect.

În cadrul rețelelor ZigBee pot exista, în principiu, patru tipuri de topologii (Figura 54):

- Pereche (*pair*), reprezintă cea mai simplă modalitate de interconectare a oricare două noduri, unul dintre ele fiind Coordonator. Această topologie este ideală pentru scenariile simple și pentru detectarea și rezolvarea problemelor dintr-o topologie mai mare – prin izolarea pe rând a nodurilor.
- Stea (*star*), în care un nod ce îndeplinește funcția de Coordonator se află în centrul topologiei, iar el se conectează un număr de *End-device*-uri. Orice mesaj trimis în cadrul acestui tip de rețea trebuie să treacă, în mod obligatoriu, prin Coordonator care se ocupă cu rutarea lor în mod corespunzător către destinația finală.
- Plasă (*mesh*), în care sunt prezente în mod concomitent toate cele trei tipuri de componente – Coordonator, *Router* și *End-device*. Rețelele ce sunt construite pe baza acestei topologii au un grad ridicat de redundanță deoarece dacă apare o problemă cu o cale de comunicare, există întotdeauna una redundantă.
- Arbore (*cluster-tree*), *Router*-ele formează o formă de ”*backbone*” a rețelei și se conectează doar la Coordonator. Nu mai există niciun fel de

redundanță a rețelei, iar defecțiunea unui router, aduce o dată cu sine, imposibilitatea de comunicare a anumitor *End-device*-uri.

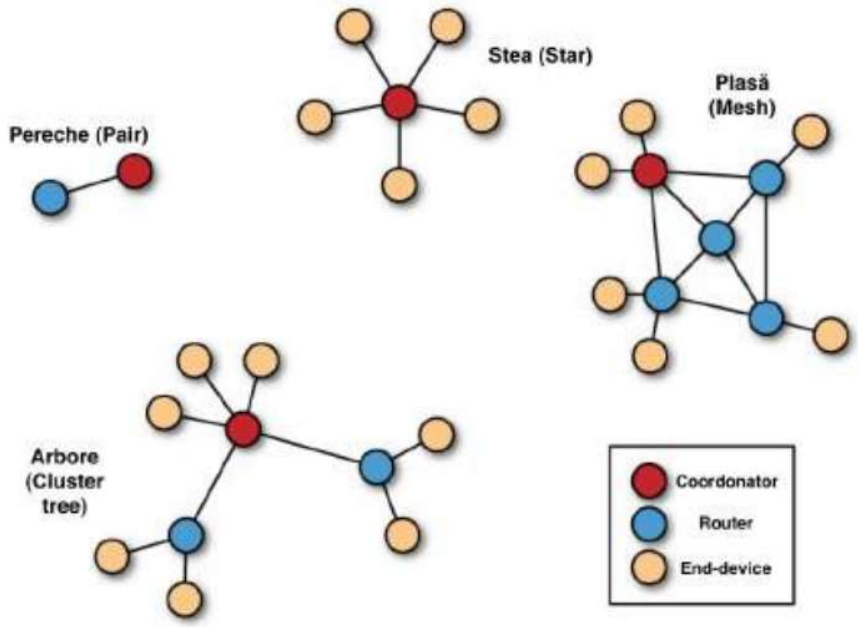


Figura 54. Tipuri de topologii pentru rețele ZigBee

6.4 Rețele WiMAX

Standardul IEEE 802.16 "*Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems*", cunoscut și ca WiMAX, a fost proiectat să ofere acces fără fir, de bandă largă, în rețele MAN cu performanțe comparabile cu cablul tradițional.

Avantajele sistemelor bazate pe 802.16 sunt multiple: abilitatea de a porni rapid acest serviciu chiar și în zone unde ar fi greu de ajuns cu interfețe pe bază de cablu, evitarea costurilor mari de instalare, și posibilitatea de a depăși limitările fizice ale infrastructurilor tradiționale cu conexiune prin fir.

Lansat în anul 2001, standardul 802.16 era dedicat rețelelor punct-la-multipunct bazate pe LoS (linie de vizibilitate directă) inițial în banda licențiată 10-66 GHz, apoi, prin emiterea unor amendamente, și în benzile licențiate sau nelicențiate 2-11 GHz chiar și cu capabilități de tip non-LoS. În situațiile de tip LoS se puteau obține rate de transfer de 10 Mbps până la 10 km, și până la 2 km pentru cele de tip non-LoS.

În mod frecvent se folosesc benzile de 2,5 GHz, 3,5 GHz și 5,8 GHz, cu lățime de bandă flexibilă a canalului, între 1,25 MHz și 20 MHz.

Amendamentul 802.16e a permis utilizarea stațiilor mobile la viteze vehiculare precum și utilizarea de tehnici MIMO pentru îmbunătățirea razei de acoperire. Standardul 802.16m a permis mărirea ratelor de transfer până la 100 Mbps pentru stațiile mobile și 1 Gbps pentru cele fixe, distanța de comunicație atingând 50 km.

WiMAX, însă, nu poate livra 70 Mbps pe o distanță de 50 km. Ca toate tehnologiile wireless, WiMAX poate funcționa cu rate de transfer mai mari sau pe distanțe mai mari, dar nu și în ambele situații simultan. Operarea la o rază maximă de 50 km crește rata de eroare a biților

și are ca rezultat o rată de transfer mult scăzută. În cazul reducerii distanței (sub 1 km) se permite unui dispozitiv să funcționeze la rate de transfer mari.

Pentru accesul la mediu se utilizează tehnica CSMA/CA iar pentru transmiterea datelor se folosesc atât transmisia duplex cu diviziune în timp (TDD) cât și cu diviziune în frecvență (FDD). Diviziunea presupune utilizarea unui canal de comunicație *half-duplex* (cum este aerul) pentru a emula o comunicație *full-duplex* prin utilizarea alternativă a unor sloturi de timp, în cazul TDD, sau a unor frecvențe purtătoare diferite, în cazul FDD, pentru transmisie și recepție.

O arhitectură generală a unei rețele WiMAX este prezentată în figura 55. Elementele din cadrul acestei rețele sunt stațiile de bază (BS), stațiile fixe (SS), stațiile mobile (MS) și o poartă către rețeaua de acces la servicii (ASN-GW), care conectează rețeaua WiMAX la o rețea *backbone*, care la rândul său se conectează la Internet. Un turn WiMAX este capabil să acopere o suprafață de 8.000 de kilometri pătrați.

Stația de bază WiMAX permite comunicația punct-la-multipunct, utilizând fie o antenă omnidirecțională, fie una sectorială. Cu toate acestea, comunicațiile între stațiile de bază sunt realizate utilizând o antenă punct-la-punct.

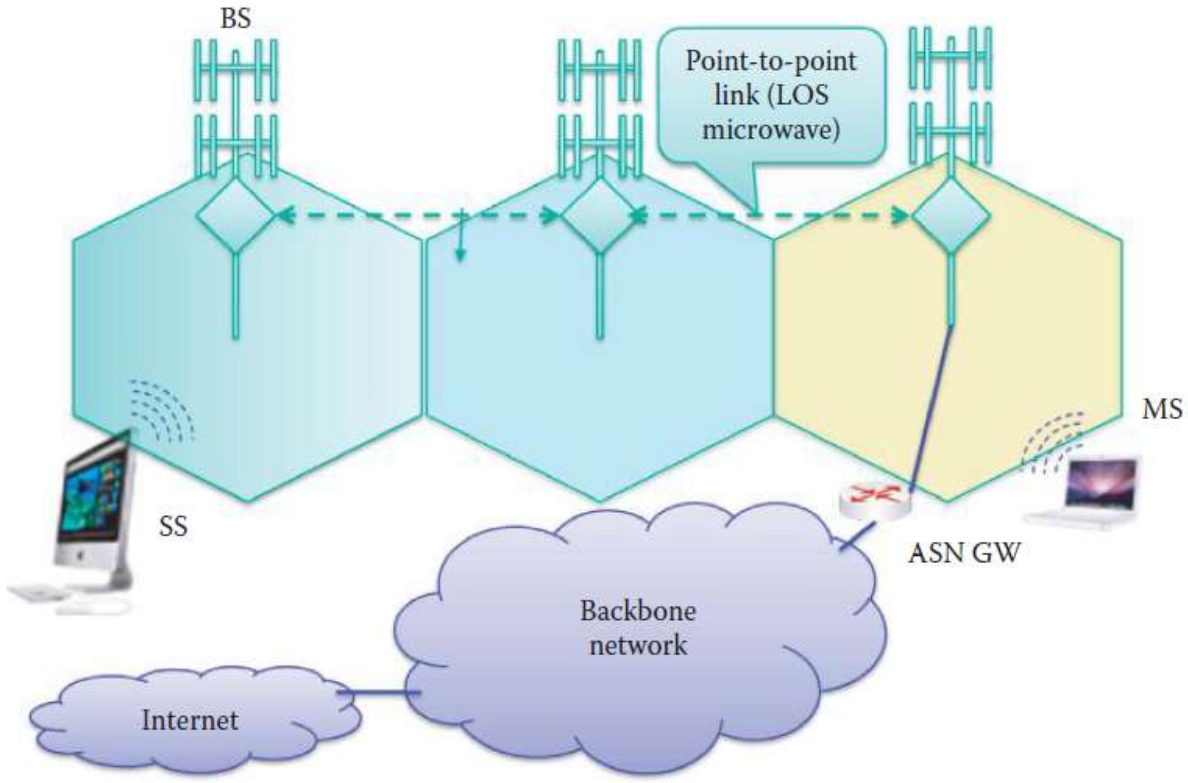


Figura 55. Arhitectura generală a unei rețele WiMAX

6.5 Rețele GSM

GSM (Sistemul Global de comunicații Mobile) este un standard elaborat de Institutul European de Standardizare în Telecomunicații (ETSI) pentru a descrie protocoalele pentru rețelele celulare de a doua generație utilizate de dispozitive mobile.

6.5.1 Generația 2G

Rețelele de generație 2G au fost dezvoltate pentru a înlocui rețelele celulare analogice de primă generație (1G), iar standardul GSM inițial era descris ca o rețea digitală cu comutare de circuite (*circuit switching*), optimizată pentru telefonia vocală *full-duplex*. Pentru aceasta se utiliza tehnica accesului multiplu prin diviziunea timpului (TDMA) care acordă diferiților utilizatori sloturi diferite de timp pe un canal. Serviciile de date cuprindeau transmiterea de SMS-uri (mesaje text) și MMS (mesaje multimedia).

Tehnologia a evoluat în timp pentru a include comunicațiile de date, mai întâi prin comutare de circuite, apoi prin comutare de pachete (*packet switching*) prin GPRS (generația 2,5G) și EDGE (generația 2,75G). GPRS oferă o rată maximă de transfer de 50 kbps, iar EDGE de maxim 1 Mbps.

Cele mai utilizate benzi de frecvență în Europa sunt 900 MHz și 1800 MHz.

6.5.2 Generația 3G

Sistemele de telefonie mobilă de generația a treia (3G) utilizează în general o formă de Acces multiplu prin diviziune în cod (CDMA). Fiecare stație transmite în mod constant folosind întreg spectrul de frecvențe. Un canal de transmisie poate transporta mai multe semnale de la diferiți utilizatori în același timp, fără interferențe între utilizatori, deoarece diferiților utilizatori li se alocă coduri diferite pentru a asigura accesul la sistem. Semnalul care transporta informația este multiplicat cu un alt semnal care este mai rapid și are o lărgime de bandă mai mare - o secvență de pseudo-zgomot (PN). Semnalul rezultat, amestecat, se aseamănă foarte mult cu un semnal de zgomot. Receptorul extrage informațiile folosind aceeași secvență PN ca și transmițătorul. Semnalele de la diferiți utilizatori se disting prin utilizarea de diferite secvențe PN. CDMA se bazează pe metoda de transmitere DSSS.

CDMA cu bandă largă (WCDMA) este o variantă a CDMA care poate suporta comunicații multimedia la viteze mai mari decât au fost posibile anterior (până la 384 kbps). Acesta este utilizat în rețelele 3G de tip UMTS.

HSDPA și HSUPA sunt adăugiri la infrastructura 3G standard care permit obținerea de rate de transfer mai mari, până la 14,4 Mbps pentru *download* și 5,76 Mbps pentru *upload*.

O altă îmbunătățire a fost adusă prin standardul HSPA+ ce permite rate de transfer de până la 42,2 Mbps pentru *download* și 22 Mbps pentru *upload*.

Cele mai utilizate benzi de frecvență în Europa sunt 900 MHz și 2100 MHz.

6.5.3 Generația 4G

A patra generație de sisteme de telefonie mobilă (4G) oferă rate de transfer de peste 100 Mbps pentru *download* și peste 50 Mbps pentru *upload*, putând fi astfel sprijinite servicii și aplicații avansate, precum televiziune interactivă, bloguri video mobile și jocuri *multiplayer* avansate.

Tehnologiile LTE-Advanced și WirelessMAN-Advanced (parte din standardul WiMAX 2) sunt ambele standarde 4G oficiale.

LTE poate utiliza un număr mare de benzi de frecvență diferite, ceea ce ajută la transformarea acesteia într-o tehnologie foarte flexibilă. Acest lucru este necesar deoarece aceleași zone de spectru radio nu sunt disponibile în întreaga lume. În plus, LTE acceptă atât modurile de duplex cu divizare în frecvență (FDD), cât și modurile duplex cu divizare în timp (TDD).

Metoda de modulare utilizată în LTE este OFDM, datele de mare viteză care sunt transmise fiind împărțite în mai multe semnale de viteză mai mică, în benzi de frecvență înguste (numite subpurtătoare). Aceasta înseamnă că se pierde puțin spectru radio. Prin proiectare, semnalele subpurtătoarelor sunt independente unul de altul (ortogonale) și astfel produc un semnal global care este foarte puțin afectat de interferențe. Procesoare puternice sunt utilizate pentru a efectua calculele transformatei Fourier rapide care sunt necesare pentru a separa subpurtătoarele.

Ratele de transfer mari se obțin și prin utilizarea tehnologiilor MIMO, creșterea densității stațiilor de bază sau utilizarea de frecvențe înalte.

Cele mai utilizate benzi de frecvență în Europa sunt 800 MHz, 900MHz, 1800Mhz, 2100 MHz și 2600 MHz.

6.5.4 Generația 5G

A cincea generație de sisteme de telefonie mobilă (5G) urmează a fi lansată în anul 2018 și promite rate de transfer de până la 20 Gbps, utilizând benzi de frecvență înaltă de până la 6 GHz precum și tehnologii MIMO masive cu 64 până la 256 de antene.

6.5.5 Arhitectura generală

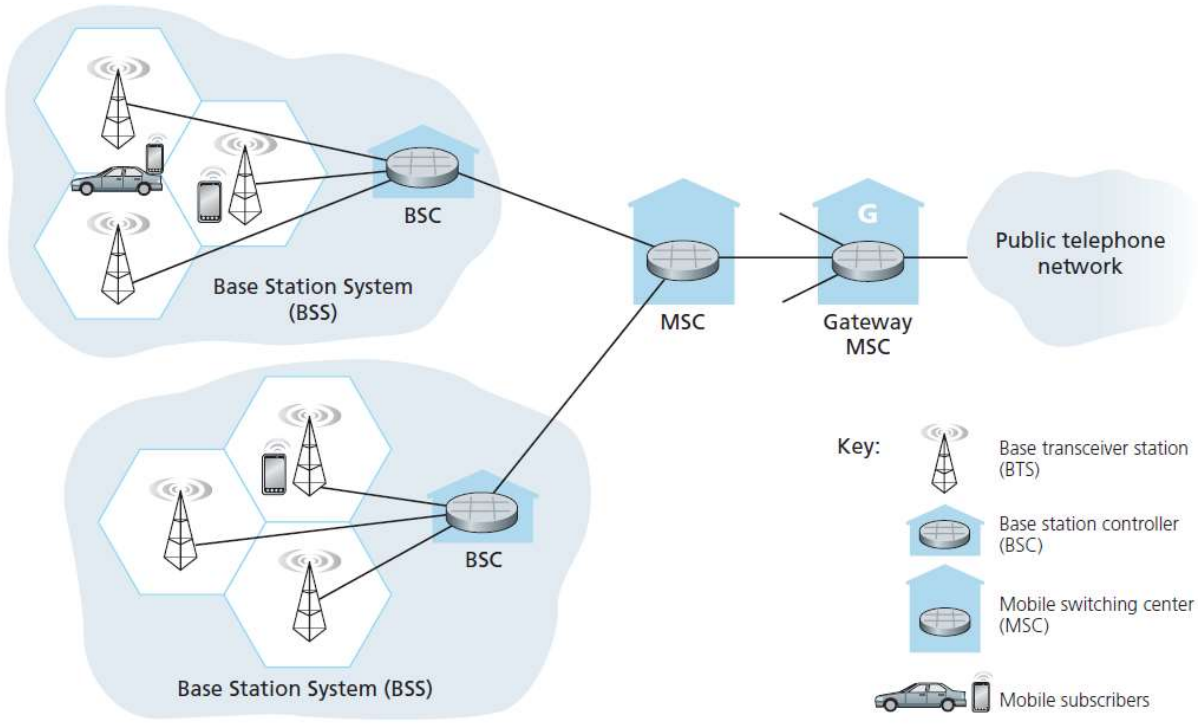


Figura 56. Rețea de telefonie mobilă

Rețelele de telefonie mobilă sunt rețele celulare. După cum se poate vedea în Figura 56, **unitatea mobilă** (fie că este vorba de un telefon sau de un calculator) comunică cu o **stație de bază**. Stația de bază este echivalentul punctului de acces dintr-o rețea WLAN și constă dintr-un transceiver (emițător/receptor) și un controler al stației de bază. Zona de acoperire a unei stații de bază se numește **celulă**. În realitate, celulele sunt oarecum dezordonate, dar în arhitecturile de rețea sunt de obicei prezentate ca fiind hexagonale sau circulare. În centrele orașelor, celulele sunt mult mai mici (datorită densității populației pe care trebuie să o servească) decât celulele din localitățile rurale.

Există numeroase stații de bază într-o rețea celulară. Legături prin fibră optică sau fără fir de tip punct-la-punct conectează stațiile de bază la un **Centru de comutare al serviciilor mobile** (MSC). MSC conectează apelurile de pe telefoanele fixe către telefoanele mobile și comută apelurile între celule, pe măsură ce dispozitivele mobile se mișcă dintr-o celulă în alta (*handover*).

Aceeași frecvență radio poate fi utilizată în mai multe celule, atâta timp cât aceste celule nu sunt una lângă alta. Reutilizarea frecvențelor în acest mod mărește capacitatea rețelei fără a provoca interferențe între celule.

Capitolul 7. Multimedia

Aplicațiile multimedia sunt aplicații care presupun utilizarea de fluxuri video și audio. Acestea pot fi clasificate fie ca fluxuri audio/video stocate, conversații prin voce/video-over-IP, sau fluxuri audio/video în timp real (*live*). Fiecare clasă de aplicații are propriul său set unic de cerințe privind serviciul și de probleme de proiectare.

7.1 Proprietățile unui clip video

Caracteristica cea mai importantă a unui clip video este rata de transmisie a biților ridicată (*bitrate* - numărul de biți utilizați per unitate de timp de redare, de obicei secundă). Un clip video distribuit pe Internet conține de obicei de la 100 kbps pentru videoconferințe de calitate scăzută, la 2 Mbps pentru vizionarea de filme cu definiție standard, 5 Mbps pentru filmele HD și 9 Mbps pentru cele UHD.

O altă caracteristică importantă a unui videoclip este aceea că poate fi comprimat, prin urmare, se poate reduce calitatea și mări *bitrate*-ul. Un videoclip este o secvență de imagini, de obicei fiind afișat la o rată constantă, de exemplu, de 24 sau 30 imagini pe secundă. O imagine necomprimată, codificată digital, constă dintr-o matrice de pixeli, fiecare pixel fiind codificat într-un număr de biți pentru a reprezenta luminanța și culoarea. Există două tipuri de redundanță în clipurile video, ambele putând fi exploatate prin compresie:

- Redundanța spațială este redundanța dintr-o imagine dată. Intuitiv, o imagine care constă din spațiu în cea mai mare parte alb are un grad ridicat de redundanță și poate fi comprimată eficient fără a sacrifica în mod semnificativ calitatea ei.
- Redundanța temporală reflectă repetarea pixelilor de la o imagine curentă la cea ulterioară. Dacă, de exemplu, imaginea curentă și cea ulterioară sunt exact aceleași, nu există niciun motiv pentru recodarea imaginii ulterioare; este mai eficientă indicarea în timpul codificării că imaginea ulterioară este exact aceeași.

Compresia poate fi utilizată pentru a crea mai multe versiuni ale aceluiași videoclip, fiecare la un nivel de calitate diferit. De exemplu, se poate folosi compresia pentru a crea, să zicem, trei versiuni ale aceluiași videoclip, la rate de 300 kbps, 1 Mbps și 3 Mbps. Utilizatorii pot decide apoi ce versiune doresc să vizioneze în funcție de lățimea de bandă disponibilă.

Două dintre cele mai utilizate metode de compresie sunt MPEG-2 și H.264.

7.2 Proprietățile unui clip audio

Clipurile audio (inclusiv vorbirea și muzica digitalizate) au cerințe de lățime de bandă semnificativ mai reduse decât clipurile video.

O caracteristică importantă este necesitatea conversiei semnalului audio analogic în unul digital ce presupune următoarele:

- Semnalul analogic este eșantionat cu o anumită rată, măsurată în eșantioane pe secundă (*sample per second*). Valoarea fiecărui eșantion este un număr real arbitrar.

- Fiecare dintre eșantioane este apoi rotunjit la o valoare dintr-un set finit. Această operație este denumită **cuantificare**. Numărul acestor valori finite - numite valori de cuantificare - provine de obicei din puterea lui 2.
- Fiecare dintre valorile de cuantificare este reprezentată de un număr fix de biți.

Reprezentările în biți ale tuturor eșantioanelor sunt concatenate împreună pentru a forma reprezentarea digitală a semnalului. De exemplu, dacă un semnal audio analog este prelevat la 8.000 de eșantioane pe secundă și fiecare eșantion este cuantizat și reprezentat pe 8 biți, atunci semnalul digital rezultat va avea o rată de 64.000 de biți pe secundă.

Pentru redarea prin difuzoare audio, semnalul digital poate fi transformat înapoi, adică decodificat, într-un semnal analogic. Cu toate acestea, semnalul analogic decodificat este doar o aproximare a semnalului original, iar calitatea sunetului poate fi considerabil degradată.

Această tehnică de codare de bază se numește modulare prin codificarea impulsurilor (PCM). Codarea vocală folosește adesea PCM, cu o rată de 8.000 de eșantioane pe secundă și 8 biți per eșantion, rezultând o rată de 64 kbps. CD-ul audio utilizează, de asemenea, PCM, cu o rată de eșantionare de 44,100 de eșantioane pe secundă cu 16 biți per eșantion; acest lucru oferă o rată de 705,6 kbps pentru înregistrările mono canal și 1,411 Mbps pentru cele stereo.

Cu toate acestea, vorbirea și muzica codificate PCM sunt rareori utilizate în Internet. În schimb, ca și în cazul clipurilor video, tehnicile de compresie sunt utilizate pentru a reduce ratele de biți ale fluxului. Discursul uman poate fi comprimat la mai puțin de 10 kbps și poate fi în continuare inteligibil. O tehnică populară de compresie pentru muzica stereo apropiată de calitatea CD-urilor este MPEG 1 layer 3, cunoscut sub numele de MP3. Pentru aceasta, 128 kbps este cea mai obișnuită rată de codare și produce o degradare foarte mică a sunetului. Un standard similar este Advanced Audio Coding (AAC), popularizat de Apple.

7.3 Transmiterea de fluxuri audio/video stocate

Transmiterea unui flux (*streaming*) video stocat presupune combinarea de componente video și audio. Transmiterea unui flux audio stocat este similară, deși rata biților este de obicei mult mai mică.

În această clasă de aplicații, mediul de bază este un videoclip preînregistrat plasat pe un server, iar utilizatorii trimit solicitări către acesta pentru a-l vizualiza, la cerere (*on demand*). Multe companii de internet oferă astăzi video *streaming*, inclusiv YouTube sau Netflix.

Transmiterea unui flux video stocat are trei caracteristici cheie:

- Transmiterea sub formă de flux. În acest mod aplicația client începe, de obicei, redarea video în câteva secunde după ce începe să primească videoclipul de la server. Acest lucru înseamnă că aplicația client va fi reda o anumită parte din videoclip, în același timp primind alte părți ale videoclipului de pe server. Această tehnică, cunoscută sub numele de *streaming*, evită descărcarea întregului fișier video înainte de începerea redării.
- Interactivitatea. Deoarece clipul video este preînregistrat, utilizatorul poate întrerupe, repoziționa înainte, repoziționa înapoi, derula rapid înainte și așa mai

departe, prin conținutul video. Timpul de la momentul în care utilizatorul face o astfel de cerere până când acțiunea are loc la client ar trebui să fie mai mic de câteva secunde pentru o reacție acceptabilă.

- Derulare continuă. Odată ce începe redarea videoclipului, derularea se va desfășura în timp conform înregistrării. Prin urmare, datele trebuie să fie primite de la server în timp util pentru redarea videoclipului de către aplicația client; în caz contrar, utilizatorii se vor confrunta cu înghețarea cadrului video (atunci când clientul așteaptă cadrele întârziate) sau omiterea unor cadre (când clientul trece peste cadrele întârziate).

De departe, cea mai importantă măsură de performanță a unei rețele pentru *streaming* video este rata de transfer medie. Pentru a asigura redarea continuă, aceasta trebuie să furnizeze o rată medie pentru aplicația de *streaming* care să fie cel puțin egală cu rata de biți a videoclipului în sine. Prin utilizarea de memorii tampon (*buffere*) și a pre-descărcare (*prefetching*), este posibilă asigurarea redării continue chiar și atunci când rata de transfer variază, atâta timp cât rata medie (de-a lungul a 5-10 secunde) rămâne peste rata de înregistrare a clipului video.

7.3.1 Tehnica buffering

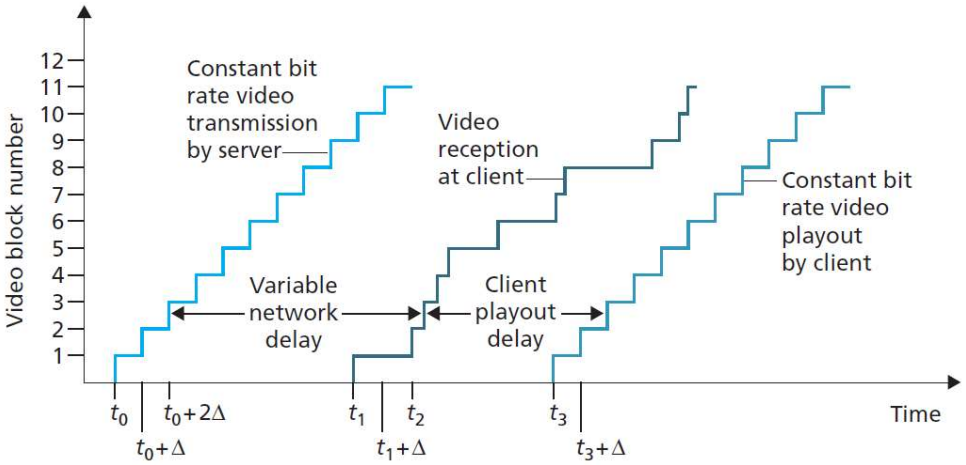


Figura 57. Întârzierea derulării unui flux video

Această tehnică este implementată la nivelul aplicației clientul pentru a atenua efectele diferitelor întârzieri sau ale variației lățimii de bandă disponibilă între server și client. Pentru *streaming* video (atât stocate, cât și în timp real) utilizatorii pot tolera în general o întârziere inițială de câteva secunde între momentul când clientul solicită un videoclip și când începe redarea acestuia la client. În consecință, atunci când videoclipul începe să sosească la client, acesta nu va începe imediat redarea, ci va construi o rezervă de flux video într-o memorie buffer a aplicației. Odată ce clientul a creat o rezervă de câteva secunde de video neredat încă, acesta poate începe redarea video.

Există două avantaje importante oferite de o astfel de tehnică. Mai întâi, se pot absorbi variații datorate întârzierilor dintre server și client. Dacă o anumită parte de date video întârzie să sosească, atâta timp cât aceasta ajunge înainte de epuizarea rezervelor video, această

întârziere lungă nu va fi observată. În al doilea rând, dacă lățimea de bandă a legăturii server-client scade pentru scurt timp sub rata de biți a clipului video, un utilizator poate continua să se bucure de redarea continuă, atât timp cât buffer-ul aplicației client nu devine complet gol.

7.3.2 Tehnica prefetching

Așa cum s-a văzut anterior, în cazul tehnicii *buffering*, serverul transmite un clip video cu rata necesară pentru ca acesta să poată fi vizualizat. Cu toate acestea, pentru transmiterea de fluxuri video stocate, clientul poate încerca să descarce un clip video la o rată mai mare decât rata de biți a clipului video, pre-descărcând astfel cadre video care urmează să fie afișate în viitor. Această parte din videoclip este în mod natural stocată în *buffer*-ul aplicației client.

O astfel de tehnică este aplicată în mod natural când transmiterea fluxului video se face prin TCP, deoarece mecanismul de evitare a congestiei inclus în protocol va încerca să utilizeze întreaga lățime de bandă disponibilă între server și client.

7.4 Transmiterea de conversații prin voce/video-over-IP

Transmiterea de voce în timp real pe Internet este adesea numită telefonie prin Internet, deoarece, din perspectiva utilizatorului, este similară cu serviciul telefonic tradițional. Este, de asemenea, numită în mod obișnuit Voice-over-IP (VoIP). Conversația video este similară în multe privințe cu VoIP, cu excepția faptului că include imaginea video a participanților, precum și vocile acestora.

Protocolul de bază al nivelului Rețea pentru Internet, IP, oferă servicii de tip *best-effort* (cel mai bun efort). Adică serviciul depune toate eforturile pentru a muta fiecare datagramă de la sursă la destinație cât mai repede posibil, dar nu face nici o promisiune în ceea ce privește livrarea pachetului la destinație în anumite limite de timp, sau în legătură cu o limită a procentajului de pachete pierdute. Lipsa unor astfel de garanții reprezintă provocări semnificative pentru proiectarea aplicațiilor de voce în timp real, care sunt extrem de sensibile la întârzierea pachetelor, jitter și pierdere.

7.4.1 Pierderea de pachete

Un segment UDP generat de aplicația VoIP este încapsulat într-o datagramă IP. Pe măsură ce datagrama circulă prin rețea către destinație, aceasta trece prin memorii *buffer ale* router-elor (adică așteaptă în cozi). Este posibil ca unul sau mai multe buffere din calea parcursă să fie pline, caz în care datagrama IP se va pierde și nu va mai ajunge niciodată la aplicația destinație.

Pierderea de pachete ar putea fi eliminată prin trimiterea pachetelor pe TCP (care asigură transferul de date fiabil), mai degrabă decât peste UDP. Cu toate acestea, mecanismele de retransmisie sunt adesea considerate inacceptabile pentru aplicațiile audio în timp real, cum ar fi VoIP, deoarece ele măresc întârzierea capăt-la-capăt. Mai mult, datorită controlului congestiei TCP, pierderea de pachete poate duce la o reducere a ratei de transmisie a expeditorului TCP ce poate determina o golire a buffer-ului destinație, iar acest lucru poate avea

un impact sever asupra inteligibilității vocii. Din aceste motive, majoritatea aplicațiilor VoIP existente rulează în mod implicit prin UDP.

Pierderea de pachete nu este neapărat dezastruoasă, ratele de pierdere între 1 și 20% putând fi tolerate, în funcție de modul în care vocea este codată și transmisă și de modul în care pierderea este ascunsă la receptor (de exemplu prin corecția de eroare de tip FEC). Prin FEC, informații redundante (de exemplu secvențe cu o rată de bit scăzută – Figura 58) sunt transmise împreună cu informațiile originale, astfel încât unele dintre datele originale pierdute pot fi recuperate din acestea.

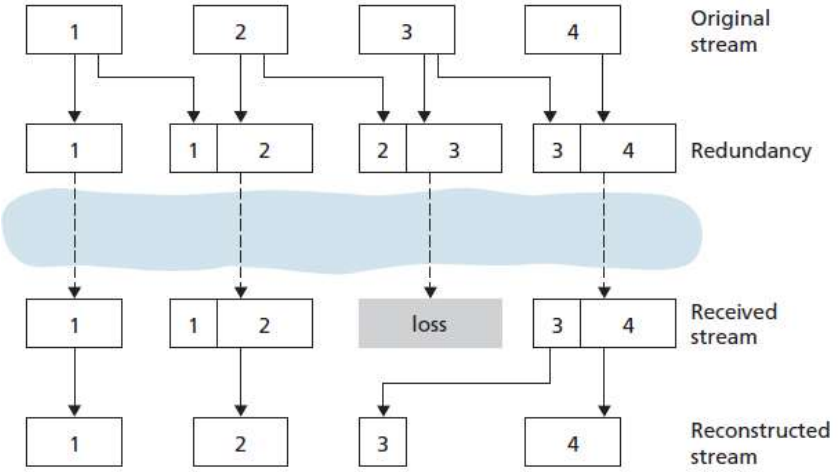


Figura 58. Corecția erorilor prin utilizarea de informații redundante

O altă metodă atenuare a efectului pierderii de pachete este intercalarea (*interleaving*) prin care expeditorul re-aranjează secvențele de date audio înainte de transmisie, astfel încât unități adiacente inițial sunt separate de o anumită distanță în fluxul transmis (Figura 59).

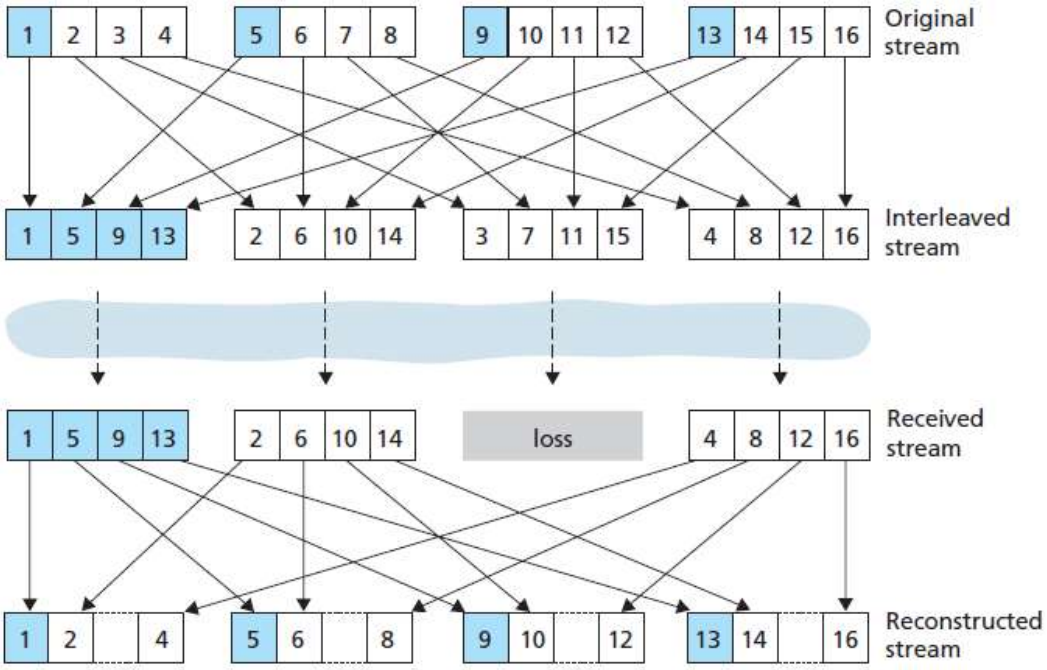


Figura 59. Transmiterea intercalată a unui flux audio

Cu toate acestea, dacă una sau mai multe legături dintre expeditor și receptor sunt puternic aglomerate, iar pierderea pachetelor depășește 10-20% (de exemplu, pe o conexiune

fără fir), atunci nu se poate face nimic pentru a obține o calitate audio acceptabilă. În mod clar, serviciul cu cel mai bun efort are limitările sale.

7.4.2 Întârzierea capăt-la-capăt

Reprezintă acumularea de întârzieri prin transmisie, prelucrare și așteptare la nivelul router-elor; întârzieri de propagare în legături; întârzieri în procesarea la nivelul sistemului final. Pentru aplicațiile conversaționale în timp real, cum ar fi VoIP, dacă aceste întârzieri cumulate sunt mai mici de 150 ms ele nu sunt percepute de un ascultător uman; întârzierile între 150 și 400 ms pot fi acceptabile, dar nu sunt ideale; iar întârzierile de peste 400 ms pot împiedica serios interactivitatea în conversațiile vocale. Aplicațiile VoIP de pe calculatoarele de destinație vor ignora de obicei orice pachete care sunt întârziate mai mult decât un anumit prag, de exemplu, mai mult de 400 ms, acestea fiind efectiv pierdute.

7.4.3 Jitter-ul

O componentă crucială a întârzierii capăt-la-capăt este *întârzierea variabilă* datorată timpilor de așteptare diferiți pe care un pachet îi are în router-ele rețelei. Din cauza acestor întârzieri diferite, timpul scurs de la generarea unui pachet până când acesta ajunge la receptor poate fluctua de la pachet la pachet. Acest fenomen se numește *jitter*.

Dacă receptorul ignoră prezența *jitter*-ului și redă secvențe din fluxul audio imediat ce acestea ajung, atunci fluxul rezultat poate deveni cu ușurință neinteligibil la receptor. Din fericire, *jitter*-ul poate fi deseori eliminat prin utilizarea numerotării secvențelor, a marcajelor de timp și a întârzierilor în redare.

7.5 Transmiterea de fluxuri audio/video în timp real

Introducerea serviciilor de *streaming live* permite utilizatorilor să urmărească simultan mai multe canale TV prin Internet. În *streaming live*, fluxurile video sunt generate în același timp cu descărcarea și vizualizarea lor de către clienți. Deci, avem de-a face cu distribuirea unui fișier de lungime necunoscută și imprevizibilă în care datele sunt disponibile doar pentru o perioadă scurtă de timp. În acest caz, cea mai importantă provocare este întârzierea afișării unui flux video, adică timpul scurs între producția conținutului și afișarea lui. Experiența utilizatorului final este similară unei emisiuni TV *live*, deoarece toți utilizatorii vor intenționa să urmărească cel mai recent conținut generat. Serviciul popular de *streaming* video *live* este Protocolul de Televiziune prin Internet (IPTV).

http://www.explainthatstuff.com/how-iptv-works.html

Capitolul 8. Securitatea rețelelor

SECURITÁTE s. f. **1. Faptul de a fi la adăpost de orice pericol; sentiment de încredere și de liniște pe care îl dă cuiva absența oricărui pericol. ♦ Protecție, apărare.** ◊ *Securitate colectivă* = stare a relațiilor dintre state, creată prin luarea pe cale de tratat a unor măsuri de apărare comună împotriva unei agresiuni. *Securitate socială* = totalitatea reglementărilor juridice pentru asigurarea stării de siguranță socială la nivel de persoană, grup social sau populație totală, precum și pentru protejarea persoanelor defavorizate sau marginalizate. **2.** (Ieșit din uz) Organ de stat represiv care avea ca sarcină apărarea prin orice mijloace a sistemului comunist din România. – Din fr. **sécurité,** lat. **securitas, -atis.** [15]

În cazul rețelelor de date, a fi la adăpost de orice pericol, a te proteja și apăra de orice infracțiune ce poate fi comisă în spațiul cibernetic, presupune implicarea tuturor componentelor unui astfel de sistem: protocoale, tehnologii, sisteme, instrumente și tehnici de lucru.

Securitatea unei rețele de calculatoare înseamnă în primul rând securitatea informației. Pentru aceasta trebuie avute în vedere trei aspecte importante (triada C-I-A [16]):

- **confidențialitatea**, care reprezintă calitatea de a permite, doar persoanelor autorizate, accesul la informație;
- **integritatea**, care reprezintă garanția că informația nu a fost modificată de persoane neautorizate;
- **disponibilitatea**, care este definită ca fiind asigurarea accesului la informație atunci când aceasta este necesară.

Fiind un domeniu extrem de complex, ISO (Organization for Standardization) și IEC (International Electrotechnical Commission) au stabilit 14 subdomenii ale securității informației, prin standardul ISO 27001:

- **Politica de Securitate** este un document care tratează măsurile coercitive și comportamentul membrilor unei organizații și specifică cum vor fi accesate datele, ce date sunt accesibile și cui.
- **Organizarea Securității Informației** e un model de guvernare elaborat de o organizație pentru securitatea informației.
- **Securitatea Resurselor Umane** definește procedurile de securitate privind angajarea, detașarea și părăsirea de către un angajat a organizației din care va face, face sau a făcut parte.
- **Administrarea Bunurilor** reprezintă un inventar potrivit unei scheme clasificate pentru bunurile informaționale.
- **Controlul Accesului** privește restricțiile aplicate accesului direct la rețea, sisteme, aplicații și date.
- **Criptografia** definește modalitățile de criptare a informației și administrarea cheilor.

- **Securitatea Fizică și a Mediului** descrie măsurile de protecție pentru centrele de date din cadrul unei organizații.
- **Securitatea Operațională** controlează serviciile de rețea, securitatea acesteia, transferul de informație, etc.
- **Securitatea Comunicațiilor** definește cerințele de securitate pentru procesele de dezvoltare și suport.
- **Achiziția, Dezvoltarea și Mentenanța Sistemelor** definește aplicarea măsurilor de securitate în aplicații.
- **Relațiile cu Furnizorii** din perspectiva controlului asupra înțelegerilor cu aceștia și a monitorizării lor.
- **Administrarea Incidentelor de Securitate a Informației** tratează felul în care sistemul anticipează și răspunde în cazul unei breșe de securitate.
- **Administrarea Continuității Afacerii** descrie măsurile de protecție, întreținere și verificare și revizuire pentru afacere și sisteme.
- **Conformitatea** descrie procesul de asigurare a conformității cu politicile de securitate a informației, standarde și reguli.

Starea de securitate poate fi garantată prin implementarea a patru mecanisme de protecție: descurajare, prevenire, detectare și răspuns [17].

Descurajarea este de obicei prima linie de apărare împotriva intrușilor care pot încerca să obțină acces la o rețea. Presupune crearea unei atmosfere menite să sperie intrușii, iar uneori, acest lucru poate implica transmiterea unor avertismente.

Prevenirea este procesul încercării de a împiedica intrușii să obțină acces la resursele unui sistem sau al unei rețele prin utilizarea de *firewall*-uri, zonele demilitarizate (DMZ) sau utilizarea elementelor de acces pentru a permite utilizarea și accesul numai utilizatorilor autorizați.

Detectarea are loc atunci când intrusul a reușit sau este în curs de accesare a sistemului sau rețelei. Semnalele din procesul de detectare includ alerte la existența unui intrus. Uneori aceste alerte pot fi în timp real sau pot fi stocate pentru analize suplimentare de către personalul de securitate.

Răspunsul este un mecanism care încearcă să răspundă la eșecul primelor trei mecanisme. Funcționează încercând să oprească și/sau să prevină deteriorarea sistemului sau rețelei.

8.1 Aspecte privind securitatea rețelelor

8.1.1 Autentificarea, autorizarea și monitorizarea activității utilizatorilor

Autentificarea unui persoane sau a unei aplicații reprezintă conceptul de bază al asigurării securității unei rețele sau a unui sistem și este de cele mai multe ori făcută printr-o parolă și un nume de utilizator. Una din problemele acestei metode este că parolele nu sunt foarte sigure, pot fi furate sau chiar ghicite, iar mulți utilizatori aleg unele foarte simple ce

folosesc cuvinte foarte evidente ori și le salvează în locații sau documente la care pot avea acces mai multe persoane. De asemenea, au apărut în ultimii ani din ce în ce mai multe metode sau programe cu ajutorul cărora se pot „fura” parole.

Autentificarea este cu atât mai sigură cu cât parolele sunt mai complicate și se schimbă la intervale scurte de timp, sau dacă se utilizează metode alternative precum identificarea retinei sau amprentei, folosirea de carduri de acces sau a dispozitivelor de tip *token* care generează parole de unică folosință.

După autentificare, utilizatorul trebuie să primească autorizarea de a realiza anumite sarcini. Autorizarea activității acestuia este făcută de un administrator care are permisiunea de a-i controla accesul către diverse resurse sau servicii. Monitorizarea presupune măsurarea resurselor consumate de către utilizator în timpul sesiunii de lucru și poate include durata de timp cât acesta a utilizat resursele, cantitatea de date trimisă sau primită, resursele accesate în mod explicit. Toate acestea, de obicei, se salvează în înregistrări automate și pot fi utilizate pentru control, analize statistice sau planificare.

8.1.2 Asigurarea confidențialității și integrității datelor

Serviciul de confidențialitate protejează datele și informațiile împotriva accesărilor neautorizate, prin folosirea de algoritmi de criptare și decriptare. Criptarea protejează datele pe parcursul transferului lor prin canalul de comunicație, decriptarea făcându-se de către destinatar.

Criptarea datelor se poate realiza prin două metode: algoritmi cu cheie simetrică sau cu cheie asimetrică.

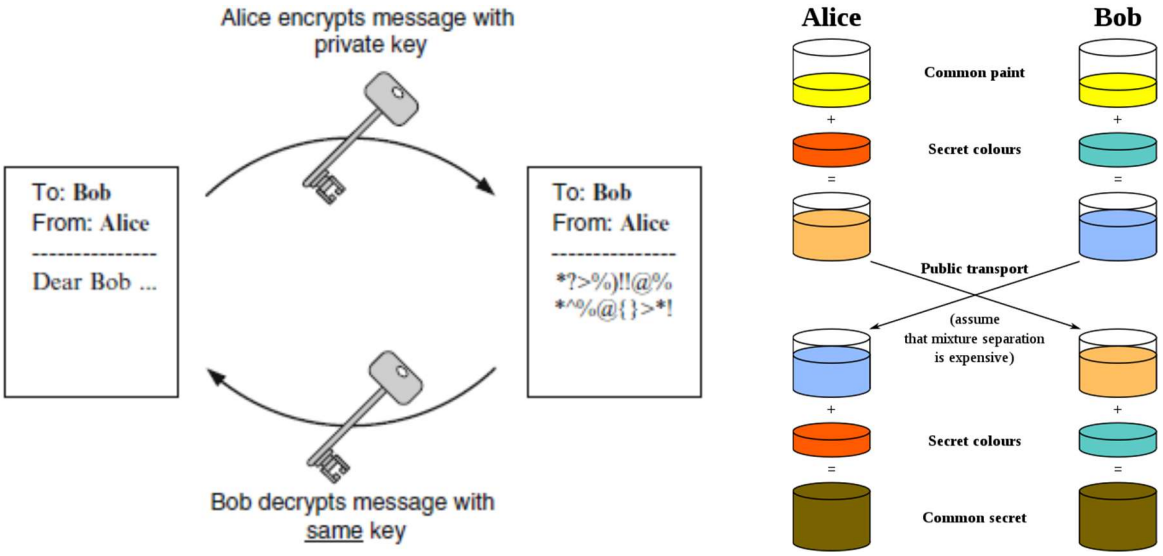


Figura 60. Criptarea cu cheie simetrică și metoda Diffie-Hellman

Algoritmii cu cheie simetrică utilizează aceeași cheie atât pentru criptare cât și pentru decriptare, cerința principală, dar și marele dezavantaj, fiind ca ambele părți care comunică să aibă acces la acea cheie. Dificultatea apare din cauza necesității existenței unei metode prin care să se poate transmite această cheie de la emițător la receptor, fără a intra în posesia altora. Transmiterea personală este cea mai sigură, dar imposibilă dacă este vorba de o comunicare

între două puncte diferite ale planetei. Pentru aceste situații se utilizează metode de schimb în siguranță al cheii de criptare (de exemplu metoda Diffie-Hellman) sau un protocol cu cheie publică. Un exemplu de algoritm cu cheie simetrică utilizat în rețelele de calculatoare este AES (Standard Avansat de Criptare).

Algoritmii cu cheie asimetrică folosesc două tipuri de chei, una privată și una publică. Oricine poate cripta un mesaj folosind cheia publică, însă numai deținătorul cheii private (pereche cu cheia publică folosită pentru criptare) poate decripta mesajul. Pentru mai multă siguranță, cheia publică face parte dintr-un certificat digital eliberat de o autoritate de certificare. Cele mai cunoscute aplicații ale acestui tip de algoritm sunt criptarea cu cheie publică, pentru transmiterea de mesaje, și crearea de semnături digitale. În cazul rețelelor de calculatoare aplicațiile client-server folosesc un astfel de algoritm în cadrul protocolului TLS (Securitatea Nivelului de Transport).

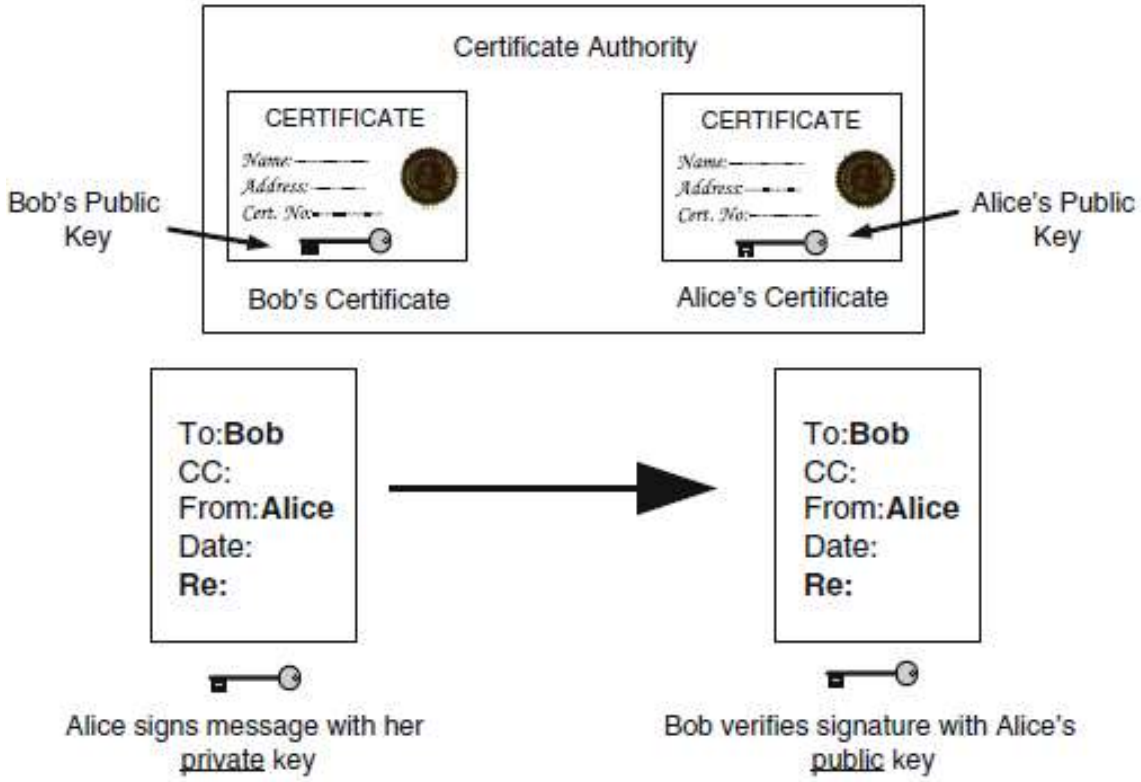


Figura 61. Criptarea cu cheie asimetrică

Datele aflate în tranzit între emițător și receptor pot fi alterate în mod intenționat. Verificarea integrității acestora se realizează de obicei folosind coduri *hash*. Un cod *hash* este o valoare numerică de lungime fixă (de obicei 128 de biți) care identifică în mod unic datele și se obține din acestea pe baza unei funcții *one-way-hash* (nu se poate aplica și invers pentru a determina datele pe baza codului *hash*). Codul este apoi criptat și transmis împreună cu mesajul. Receptorul decriptează codul, aplică funcția pe mesajul primit și verifică dacă valoarea *hash* a datelor primite este identică cu valoarea *hash* a datelor trimise, pentru a determina dacă datele au fost modificate.

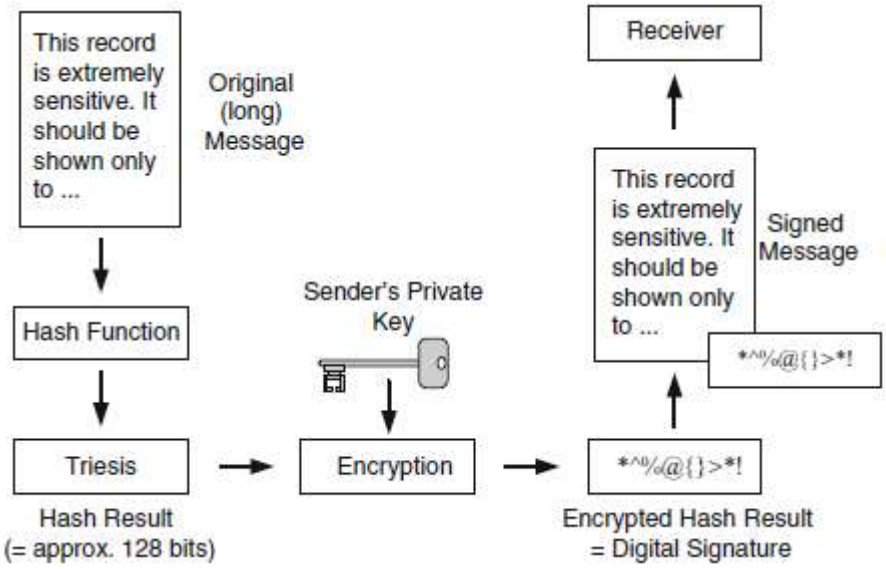


Figura 62. Verificarea integrității datelor cu coduri *hash*

8.1.3 Securizarea perimetrului rețelei

Perimetrul unei rețele este definit de acea graniță care separă zona privată, deținută și administrată local, de zona publică administrată de un furnizor de servicii.

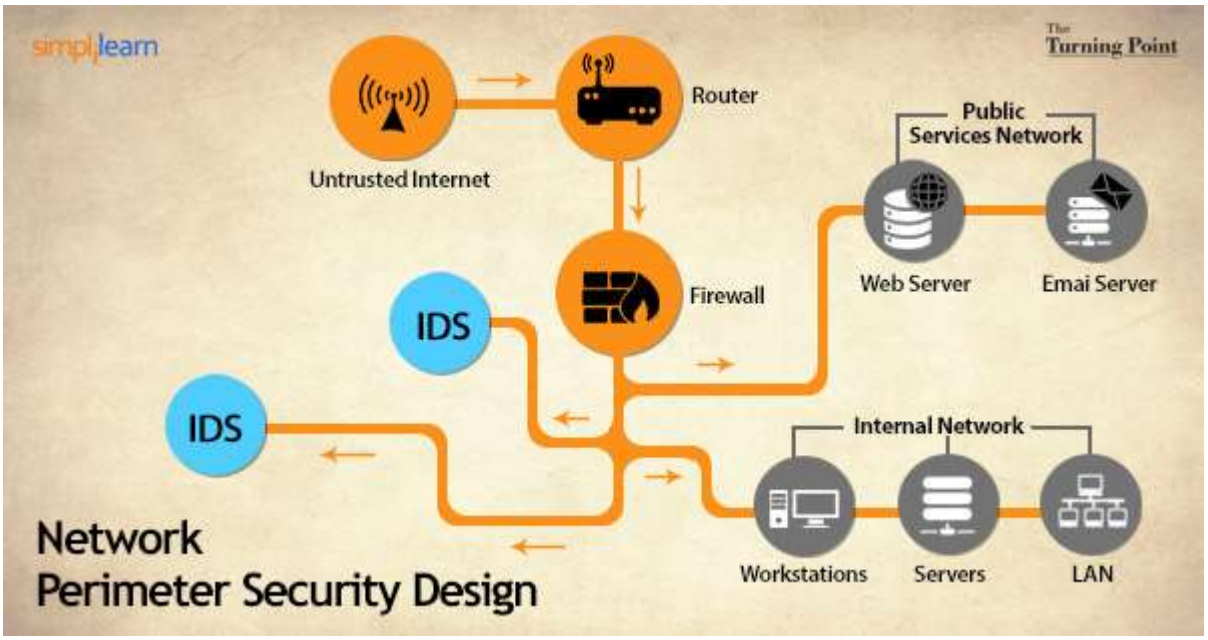


Figura 63. Securizarea perimetrului unei rețele

Un singur nivel de securitate nu va fi niciodată suficient, în afara ruterului de graniță, ce conține de obicei un *firewall* de bază (*firewall*-ul este o barieră care poate fi configurată să controleze ce anume poate trece din rețeaua internă în exterior și invers.), fiind necesare niveluri suplimentare precum împărțirea rețelei în sisteme cu acces în rețeaua publică sau în cea privată, un *firewall* de ultimă generație care poate controla traficul la nivel de aplicație și de utilizator sau un echipament de tip IDS (Sistem de Detecție a Intrușilor).

Securitatea rețelei poate fi îmbunătățită prin crearea unei zone demilitarizate (DMZ) care presupune existența a două *firewall*-uri, unul pentru traficul extern și unul pentru cel intern.

Toate componentele utilizate în cadrul rețelei trebuie actualizate permanent, din punct de vedere al configurației hardware, al aplicațiilor sau sistemelor de operare, și trebuie configurate în mod corespunzător, astfel încât rețeaua să poată fi protejată nu numai față de amenințările curente, ci și față de cele care evoluează de-a lungul timpului.

8.1.4 Monitorizarea rețelei

Monitorizarea rețelei implică managementul configurației rețelei și controlarea activităților normale dintr-o rețea: monitorizarea accesului, a ruterelor sau *switch*-urilor, a sistemelor de tip *firewall*, a sistemelor de tip server sau client. În acest caz, administratorii rețelei se ocupă de controlarea și supravegherea modului în care funcționează aceasta, folosind unelte software specializate. Aceștia au nevoie să știe de existența tuturor componentelor, denumirile și adreselor acestora și, de asemenea, detaliile de rutare. Trebuie cunoscute relațiile dintre componente și operațiile caracteristice fiecăruia.

Monitorizarea presupune, de obicei, determinarea unor parametri precum disponibilitatea, timpul de răspuns sau de funcționare a unui sistem, aplicație sau serviciu. De obicei sunt trimise mesaje prin rețea pentru a verifica felul în care acestea răspund la cereri. De exemplu, verificarea stării unui site web se poate face prin trimiterea de cereri periodice pentru a descărca o anumită pagină. În cazul apariției unor erori sau a unor răspunsuri lente se vor trimite alerte ce vor fi vizibile administratorilor de rețea. Astfel de teste se pot realiza cu comenzi de tip *ping* sau cu protocoale de monitorizare și administrare precum SNMP (Protocol Simplu de Administrare a Rețelei).

8.2 Surse de vulnerabilități

Greșeli de proiectare. Pot să apară în oricare din cele două componente majore ale unei rețele de calculatoare, hardware sau software. Sistemele hardware sunt mai puțin susceptibile la astfel de greșeli datorită experienței în domeniul ingineriei și complexității mai reduse ce le face mai ușor de testat. Cele mai mari probleme de vulnerabilitate se datorează greșelilor în proiectarea componentelor software, trei factori majori contribuind în mare măsură: factorul uman, complexitatea software-ului și sursele software de încredere.

Gestionarea deficitară a securității. Este rezultatul unui control scăzut asupra implementării, administrării și monitorizării securității. Este un eșec în a avea un control solid asupra situației de securitate a organizației atunci când administratorul de securitate nu știe cine stabilește politica de securitate a organizației, cine administrează respectarea securității și configurațiile de securitate ale rețelei și cine are sarcina de a trata evenimentele și incidentele de securitate.

Implementarea incorectă. Este de obicei rezultatul utilizării unor interfețe incompatibile între două produse hardware sau software care trebuie să lucreze împreună, a utilizării unei arhitecturi de rețea nesigură, a liniilor de comunicație neprotejate, sau a configurării insuficiente și incorecte a produselor.

Factorul uman. Securitatea unei rețele este atât asigurată cât și afectată de persoanele care o administrează, întrucât orice situație care necesită implicarea directă a acestora poate avea diverse efecte: lipsa atenției, uitarea temporară, graba de a finaliza o activitate, utilizarea unor algoritmi netestați, rea-intenție.

8.3 Clasificarea atacurilor

În funcție de vulnerabilitățile rețelei, atacurile se pot manifesta pe mai multe planuri:

- Accesarea neautorizată a rețelei sau a unor resurse ale acesteia din interiorul organizației sau din afara acesteia.
- Tentative de perturbare sau de întrerupere a funcționării rețelei la nivel fizic (prin factori mecanici, de întrerupere a unor cabluri sau scoatere din funcțiune a unor echipamente din rețea; factori electrici, de bruiaj în cazul rețelelor radio, semnale de interferență în rețelele cablate).
- Tentative de întrerupere sau de încărcare excesivă a traficului din rețea prin transmiterea unui număr foarte mare de pachete către unul sau mai multe noduri din rețea (*flooding*).
- Atacuri asupra software-ului echipamentelor de rețea care concentrează și dirijează fluxurile în noduri critice (*switch*, *router*, *access point* etc.) prin modificarea fișierelor de configurare și a drepturilor de acces stabilite de personalul autorizat.
- Modificarea sau distrugerea informației, adică atacul la integritatea fizică a datelor.
- Preluarea și folosirea neautorizată a informațiilor, adică încălcarea confidențialității și a dreptului de autor.

În funcție de locul de unde se execută, atacurile pot fi:

- **Atacul local**, ce presupune spargerea securității unei rețele de calculatoare de către un utilizator local, adică o persoană care face parte din rețea și care dispune de un cont și de o parolă de utilizator care îi dau drept de acces la o parte din resursele sistemului. De asemenea, persoana respectivă poate să aibă cunoștințe despre arhitectura sistemului de securitate al rețelei, putând astfel lansa atacuri mult mai periculoase, principalele riscuri constând în accesarea informațiilor la care nu are drept de acces, găsirea punctelor vulnerabile ale rețelei prin încărcarea unor programe care să scaneze rețeaua.
- **Atacul la distanță** (*remote attack*) este un atac lansat împotriva unei rețele de comunicații sau a unui echipament din rețea, față de care atacatorul nu deține nici un fel de control. Accesul de la distanță la resursele unei rețele este mai riscant decât accesul din rețeaua locală deoarece în Internet sunt câteva miliarde de utilizatori ceea ce face ca numărul posibililor atacatori externi să fie mult mai mare decât al celor interni.

În funcție de modul în care acționează, ca sursă și destinație, atacurile pot fi:

- **Centrate pe o singură entitate** (de exemplu, este atacat un anumit server din rețea de pe un singur echipament).
- **Distribuite** (lansate din mai multe locații sau către mai multe mașini simultan).

În funcție de metodele utilizate, atacurile pot fi:

- **Nestructurate**, ce sunt inițiate de indivizi neexperimentați ce utilizează exploit-uri disponibile pe Internet. Exploit-urile sunt programe ce exploatează vulnerabilitățile pentru a ocoli politica de securitate implementată într-o rețea.
- **Structurate**, ce sunt inițiate de indivizi mult mai bine motivați și cu cunoștințe tehnice competente. Acești indivizi cunosc vulnerabilități de sistem și le pot folosi pentru a căpăta acces în rețea, pot detecta noi vulnerabilități de sistem și pot dezvolta cod și scripturi pentru a le exploata.

Atacurile asupra unui sistem pot fi executate atât pentru culegere de date, cât și pentru modificarea acestora. Din acest punct de vedere atacurile se clasifică în **atacuri pasive** și **atacuri active**.

Atacurile pasive sunt acele atacuri care au ca țintă furtul datelor și drepturilor utilizatorilor autorizați. Aceste date pot fi utilizate ulterior de atacator în accesarea diverselor componente ale sistemului ca și când acesta ar fi utilizatorul de drept al datelor. Atacurile pasive pot fi:

- **monitorizarea transmisiei** dintre două entități (*eavesdropping*) și furtul informației (*packet sniffing*) care este transmisă între ele. Atacatorul nu intenționează să întrerupă serviciul, sau să cauzeze un efect, ci doar să intre în posesia informației.
- **analiza traficului** – dacă informația este criptată, va fi mult mai dificil să fie citită, dar atacatorul nu doar observă informația, ci și încearcă să înțeleagă ceva din ea; sau pur și simplu să determine identitatea și locația celor două părți implicate în conversație sau să descopere modul și cheia de criptare.

Atacurile pasive sunt greu de detectat din moment ce există un impact foarte mic asupra informației comunicate.

Atacurile active au scopul de a cauza o întrerupere, și de obicei sunt ușor de recunoscut. Spre deosebire de atacul pasiv, un atac activ modifică informația, poate șterge, insera sau întârzia mesaje sau întrerupe un serviciu. Exemple de atacuri active:

- **Mascarada** (*masquerade*) – atacatorul pretinde a fi altcineva cu intenția de a obține date secrete. Multe dintre atacurile de acest tip pot fi evitate prin adoptarea unor politici de securitate adecvate, care presupun responsabilizarea utilizatorilor, implementarea unor metode de acces robuste, folosirea unor metode de autentificare cât mai eficiente.
- **Reluarea** – se produce atunci când un mesaj sau o parte a acestuia este reluată (repetată), cu intenția de a produce un efect neautorizat (autentificarea atacatorului folosind informații de identificare valide, transmise de un utilizator

autorizat al rețelei). Acest tip de atac poate fi prevenit prin etichetarea fiecărei componente criptate cu un ID de sesiune și un număr de componentă.

- **Modificarea mesajelor** – face ca datele mesajului sa fie alterate prin modificare, inserare sau ștergere. Poate fi folosită pentru a se schimba beneficiarul unui credit în transferul electronic de fonduri sau pentru a modifica valoarea acelui credit. O altă utilizare poate fi modificarea câmpului destinatar/expeditor al poștei electronice.
- **Refuzul serviciului** – se produce când o entitate nu izbutește să îndeplinească propria funcție. Acest lucru se realizează prin supraîncărcarea serverelor cu cereri din partea atacatorului și consumarea resurselor, astfel încât acele servicii să nu poată fi oferite și altor utilizatori.

8.4 Tipuri de atacuri și metode de protecție

8.4.1 Ingineria Socială

Reprezintă unul din cele mai simple și eficiente atacuri, dar totuși nu necesită cunoștințe în domeniul tehnologiilor. Ea presupune manipularea persoanelor ce au o autoritate în sistemul ce urmează a fi spart, pentru a face anumite lucruri, ce l-ar ajuta pe hacker să execute atacul. De obicei, ingineria socială este însoțită de alte tipuri de atacuri, astfel devenind o armă puternică în mâna atacantului.

Ingineria socială poate fi evitată prin implementarea tehnicilor de securitate ce protejează de accesul liber al persoanelor neautorizate în încăperile companiei, instruirea personalului, anunțarea lucrătorilor în caz că apare o persoană nouă autorizată, etc.

Există mai multe metode de atacuri de acest tip, printre care *phishing*-ul şi *baiting*-ul.

Phishing-ul reprezintă un atac în care se simulează o organizație legitimă, care cere informații confidențiale de la utilizator, de exemplu, pe e-mailul victimei vine un mesaj ce conține site-ul emulat al unei organizații reale, cu emblema sa, iar când utilizatorul încearcă să se autentifice, parola sa este trimisă atacatorului.

Baiting-ul este un tip de atac prin care victima introduce codul dăunător în calculatorul său. Hackerul poate lăsa codul pe un disc sau un flash drive USB, ce se va instala automat când acestea sunt introduse în calculator, de obicei din curiozitate pentru a vedea ce se află pe mediul de stocare respectiv.

8.4.2 Spargerea parolelor

Reprezintă un atac pe care hackerul îl efectuează ca să se poată autoriza și autentifica într-un sistem pentru a-i obține resursele. În majoritatea cazurilor, acesta obține nu parolele, ci *hash*-ul acelor parole. Deoarece funcția de criptare a parolelor nu este una reversibilă, parola

este aflată prin încercarea tuturor variantelor posibile, sau conform unui dicționar, până când parola criptată coincide cu *hash*-ul căpătat.

Pentru a evita riscul ca parolele să fie sparte, e nevoie ca ele să aibă o dificultate mare, să conțină litere mici, majuscule, cifre, semne de punctuație, totodată trebuie ca ele să fie schimbate la intervale regulate, pentru a nu da șanse atacatorului să reușească să le spargă în acest interval de timp.

8.4.3 Flooding

Flooding-ul presupune blocarea un server sau client cu o cantitate anormală de pachete, având ca scop supraîncărcarea acestuia. Atacurile sunt periculoase doar în cazul în care lățimea de bandă a victimei este cu mult mai mică decât cea a atacatorului. În prezent astfel tipuri de atacuri nu prezintă pericol, deoarece lățimile de bandă de obicei sunt destul de mari pentru a suporta cantitățile mari de pachete.

8.4.4 Spoofing

Spoofing-ul nu este mereu un atac, dar de obicei este însoțit de un atac. Reprezintă ascunderea informației despre calculatorul atacator, de exemplu a adresei IP, adresei MAC, serverului DHCP, DNS, etc. și a face mai dificilă găsirea acestuia.

Spoofing-ul se realizează prin servere *proxy*, vulnerabilități în protocoalele TCP/IP sau prin serviciile anonime de pe internet.

Cea mai utilizată metodă de securizare împotriva *Spoofing*-ului, este criptarea datelor între rutere și gazde externe, ce micșorează șansa ca hackerul să afle datele despre calculatoare în timp rezonabil.

8.4.5 Sniffing

Sniffing-ul reprezintă procesul de capturare și analiză a traficului. Programele folosite pentru *sniffing* se numesc *sniffere* sau analizatoare de protocoale. Ele analizează pachetele transmise prin rețea, capturând parolele sau alte date confidențiale transmise în formă de text simplu.

Pentru protecție se utilizează protocoale pentru securizarea comunicațiilor (IPSec) care criptează traficul din rețea, astfel datele capturate de hacker nu vor fi ușor descifrabile. Altă metodă ar fi folosirea programelor anti-*sniffer*, ce verifică dacă rețeaua este monitorizată.

8.4.6 Denial of Service (DoS)

Scopurile atacurilor DoS nu sunt captarea datelor, parolelor, ci prevenirea utilizatorilor legitimi de a se folosi de anumite resurse ale rețelei. Atacurile DoS se pot manifesta în 2 moduri: prin inundarea cu informație invalidă a serverului, sau prin căderea activității lui. Cele mai

frecvente atacuri DoS sunt bazate pe protocoalele TCP/IP și funcționează prin una din următoarele metode:

- Consumul resurselor computaționale, precum lățimea benzii de transfer, spațiu de stocare, puterea procesorului, etc.
- Coruperea informației
- Coruperea stării informației, de exemplu întreruperea nesolicitată a conexiunilor TCP/IP.
- Distrugerea fizică a componentelor rețelei.
- Împiedicarea comunicării dintre 2 calculatoare.

Există multe tipuri diferite de atacuri DoS, cele mai grave dintre acestea fiind:

- **Ping of Death**, ce trimite pachete de tip *ping* de mărime mai mare decât mărimea maximă 65535 B, astfel pachetul ICMP este fragmentat și stația victimă va trebui să îl reasambleze, dar în acest timp el mai primește altele, ajungându-se astfel la supraîncărcarea sistemului.
- **Permanent Denial of Service** (PDoS), cunoscut ca și *Phlashing*, reprezintă atacuri care distrug sistemul într-atât încât e necesară înlocuirea componentelor hardware, sau chiar a întregului sistem. Atacatorul obține acces la o imprimantă, ruter sau alte componente din rețea și îi poate modifica *firmware*-ul cu o imagine invalidă, coruptă, sau modificată, astfel distrugând acea componentă.
- O tehnică specială de atac DoS e reprezentată de *„Banana attack”*, ce redirecționează toate pachetele trimise de client unui server, înapoi clientului, inundându-l cu aceleași pachete trimise.
- DDoS (*Distributed Denial of Service*) reprezintă atacul în care un singur server este atacat de multe calculatoarea *Zombie*, care sunt infectate de hacker prin diverse metode, de obicei prin intermediul programelor malware, în care este înscrisă adresa IP a victimei. Nu este nevoie de interacțiunea atacatorului pentru a realiza atacul, deși în unele cazuri el poate prelua controlul asupra calculatoarelor infectate. În prezent nu există metode eficiente de evitare a atacurilor DDoS, totodată nu poate fi aflată ușor proveniența atacului.
- DRDoS (*Distributed Reflected Denial of Service Attack*) presupune trimiterea unor cereri false către un număr mare de calculatoare, iar cu ajutorul IP *Spoofing* se redirecționează toate răspunsurile către gazda cu IP-ul emulat.

8.4.7 Man-in-the-Middle (MITM)

Atacul MITM presupune ca hackerul să intercepteze și, dacă are nevoie, să modifice conținutul mesajelor dintre două calculatoare, făcând ambele victime să creadă că comunică una cu cealaltă, conversația fiind de fapt controlată de atacator. Acest atac poate fi obținut prin intermediul *Spoofing*-ului *DHCP,* adică un calculator din rețea va pretinde că el este serverul DHCP, luând informația despre gazde de la serverul DHCP real. Dacă atacatorul indică calculatoarelor din rețea date greșite, acesta poate aplica apoi *sniffing*-ul pentru a afla toate

datele confidențiale trimise de calculatoarele din rețea altor rețele externe. Acest *Spoofing* DHCP poate fi detectat utilizând programele special destinate.

8.4.8 DNS cache poisoning

Presupune modificarea bazei de date *cache* a serverului DNS, astfel încât el va asocia adrese ale site-urilor Web cu IP-uri greșite, redirecționând de fapt utilizatorul spre un alt site. ce poate conține un virus, vierme, sau cal troian, astfel, infectând calculatorul victimei prin intermediul vulnerabilităților în serverul DNS.

8.4.9 Malware

Este un tip de software proiectat intenționat pentru deteriorarea unui calculator sau infiltrarea în el, sau/și deteriorarea ori infiltrarea în întregi rețele de calculatoare, fără consimțământul deținătorului. Noțiunea se utilizează generalizat de către informaticieni pentru a desemna orice formă ostilă, intruzivă sau supărătoare de software sau cod de program. De cele mai multe ori, software-ul dăunător este folosit pentru a lua, fără voia proprietarului, informații personale din computerul infectat, cum ar fi: parole, date bancare, alte informații confidențiale. Protecția împotriva acestui tip de atac se realizează prin utilizarea antivirușilor.

8.4.10 Spyware

Sunt atașate de obicei la programe gratuite (jocuri, programe de partajat fișiere, programe de chat, etc.), captează pe ascuns date de marketing (prin analiza siturilor pe care le vizitează utilizatorul) și le folosesc apoi pentru a transmite utilizatorului reclame corespunzătoare dar nesolicitate. În 99 % din cazuri programul spion este instalat de însuși utilizatorul calculatorului, în mod voit sau nu, necitind licența programului ce conține *spyware*, prin apăsarea la instalare pe un buton de genul „Da, sunt de acord”.

Programele de tip spion nu sunt considerate viruși informatici, deoarece, în general, ele nu caută să infecteze programe și nici să atace calculatoarele altor. Ele sunt considerate doar amenințări la adresa sferei private a utilizatorilor. Unele programe antivirus nu detectează niciun fel de program spion. Pentru înlăturarea programelor spion sunt folosite programele anti-*spyware*.

8.4.11 Trojan horse

Calul troian este un tip de software spion care pare că ar realiza ceva util, dar care în realitate realizează funcții ce permit accesarea neautorizată a unui calculator, respectiv copierea fișierelor, și chiar controlarea comenzilor acestuia. Caii troieni, care tehnic nu sunt viruși informatici, pot fi descărcați cu ușurință și în necunoștință de cauză. Spre exemplu, dacă un joc pe calculator este astfel proiectat ca la executarea sa de către un utilizator să deschidă o ușă de intrare (*backdoor*) pentru un hacker, care poate prelua ulterior controlul computerului, se spune

despre acel joc că este un cal troian. Protecția împotriva acestora se poate realiza prin utilizarea antivirușilor.

8.4.12 Ransomware

Este un software rău intenționat care, după ce se instalează pe dispozitivul victimei (calculator, smartphone) criptează datele acesteia ținându-le „ostatice" sau șantajează victima, pe care o amenință că îi va publica datele dacă aceasta nu plătește o „răscumpărare". Se răspândește în rețea ca un cal troian. Ca metodă de protecție se folosește un antivirus, dar dacă datele au fost criptate se vor folosi aplicații de decriptare specifice fiecărui *ransomware*.

8.4.13 Viruși

Sunt programe care se instalează singure, fără voia utilizatorului, și pot provoca pagube atât în sistemul de operare cât și în elementele hardware (fizice) ale computerului. Acestea pot fi orientate spre componentele hardware (le solicită din punct de vedere fizic până la deteriorarea acestora) sau spre componentele software (afectează toate tipurile de fișiere, inclusiv pe cele ale sistemului de operare). Câteva dintre efectele pe care le generează virușii software:

- distrugerea unor fișiere;
- modificarea dimensiunii fișierelor;
- ștergerea totală a informațiilor de pe disc, inclusiv formatarea acestuia;
- distrugerea tabelei de alocare a fișierelor, care duce la imposibilitatea citirii informației de pe disc;
- diverse efecte grafice/sonore, inofensive sau și dăunătoare;
- încetinirea vitezei de lucru (utilă) a calculatorului, până la blocarea acestuia;
- înmulțirea fișierelor până la umplerea memoriei;
- ascunderea fișierelor si blocarea anumitor spații.

Pot fi detectați și eliminați prin utilizarea antivirușilor.

8.4.14 Viermi (worms)

Sunt programe care se instalează singure, se auto-multiplică și se răspândesc în rețea prin utilizarea vulnerabilităților sistemelor de operare. Mulți viermi care au fost creați sunt concepuți doar pentru a se răspândi și nu încearcă să schimbe sistemele prin care trec. Aproape întotdeauna provoacă cel puțin unele daune rețelei, chiar și numai prin consumul de lățime de bandă.

Capitolul 9. Rețele de senzori fără fir

9.1 Descriere generală

Rețelele de senzori fără fir (WSN) sunt formate dintr-un număr mare de senzori inteligenți, denumiți în continuare noduri, dispuși pe o suprafață exterioară sau în interiorul unei clădiri, cu capacități de comunicație fără fir, mobili sau ficși, care, prin acțiuni ce implică colaborarea, formează o rețea cu scopul de a implementa o anumită aplicație ca un tot unitar.

Nodurile pot fi elemente familiare, cum ar fi vehicule sau telefoane, sau pot fi mici dispozitive separate. De exemplu, un vehicul ar putea colecta date despre locație, viteză, vibrații sau eficiența combustibilului de la sistemul său de diagnosticare și le va încărca într-o bază de date externă [6].

O astfel de rețea este formată dintr-un număr foarte mare de noduri și, din acest considerent, o caracteristică ce trebuie avută în vedere pentru fiecare nod este costul. Se optează de obicei pe o soluție cu un preț cât mai scăzut dat fiind numărul mare de noduri. În același timp trebuie să se țină cont de faptul că în marea majoritate a situațiilor nodurile sunt alimentate din baterie și se dorește ca durata de viață a unui nod să fie cât mai lungă. Pentru a se realiza acest lucru nu este suficient să se folosească componente hardware optimizate pentru consum redus de energie ci și din punct de vedere software trebuie să se țină cont de tehnici de programare și proiectare software orientate pe reducerea consumului de energie. În cazul aplicațiilor în timp real toate tehnicile atât de reducere a consumului de energie cât și cele de reducerea costului nu trebuie să afecteze cerințele stricte de timp impuse de aplicație.

În cadrul proiectării unei rețele de senzori trebuie avute în vedere câteva caracteristici importante:

- Numărul mare de senzori – pentru a utiliza în mod eficient dimensiunile mici și costul redus al senzorilor, rețelele de senzori pot conține mii de noduri. Administrarea acestor uriașe rețele este o problemă majoră. Împărțirea în grupuri (*clustering*) este o soluție la aceasta problemă. Astfel, nodurile apropiate se unesc pentru a forma un grup (*cluster*) și aleg un coordonator pentru a administra grupul.
- Constrângerile legate de timpul de viață a unui nod, date de către modul de alimentare – în multe aplicații nodurile se vor afla într-o locație îndepărtată în care nu se va putea face întreținerea acestuia. Astfel durata de funcționare a unui nod poate fi determinată de timpul de viață al bateriei acestuia, drept urmare senzorul trebuie să consume cât mai puțină energie.
- Probleme în cadrul procesului de comunicație generate de către mediul prin care se face transmisia fără fir – aici se încadrează interferențele ce pot apărea în mediul în care funcționează nodurile. Acestea pot fi cauzate de dispozitive ce transmit de asemenea datele într-o manieră fără fir și folosesc o frecvență apropiată de cea a tehnologiei utilizată în rețeaua de senzori.

- Abilitatea de auto-configurare și auto-vindecare, fără a fi necesar un grad de intervenție ridicat din partea administratorilor, odată ce sistemul este configurat și funcțional. Nodurile se pot alătura rețelei, pot ieși din rețea sau se pot defecta. În momentul în care apare o problemă, iar datele nu mai pot fi transmise de la nodurile ce realizează achiziția de date către nodul central, reconfigurarea se face în mod automat, fiind căutate alternative.
- Utilizarea eficientă a memoriei și puterii de calcul – la construirea unei rețele de senzori, ținând cont de probleme precum construirea unor tabele de rutare, răspunsuri la fluxuri de date și probleme de securitate, trebuie avută în vedere memoria și puterea de calcul limitate de care dispun nodurile rețelei.
- Acumularea de informații – numărul, uneori uriaș, de noduri poate duce la congestia rețelei datorită cantității mari de informații. Pentru a rezolva această problema unele noduri, cum ar fi coordonatorii, pot acumula informația și pot face diverse calcule (medii, sume, calcul de maxime și minime), pentru a realiza un rezumat pe care mai apoi să-l transmită în rețea.

9.2 Clasificarea rețelelor de senzori fără fir

În funcție de dimensiunea rețelei sau distanța dintre nodul de bază (în cazul unei rețele organizate după o topologie coordonată) și cele mai îndepărtate noduri ale rețelei:

- Rețele single-hop, în care fiecare nod comunică doar cu coordonatorul rețelei. O astfel de rețea este de obicei de mici dimensiuni dar se caracterizează prin simplitate deoarece nu este nevoie de algoritmi complecși care să realizeze rutarea informației. Nodurile comunică doar atunci când au ceva de transmis nodului coordonator și astfel își economisesc mult din energia bateriei.
- Rețele multi-hop, în care puține noduri sunt în raza de comunicație a coordonatorului rețelei și astfel ele nu își pot transmite datele direct la coordonator ci doar prin noduri intermediare, fiind necesară implementarea unor algoritmi specializați care să realizeze rutarea informației de la nodul transmițător până la nodul receptor, de obicei coordonatorul rețelei.

În funcție de densitatea rețelei și dependența de date:

- Rețele cu agregare, în care fiecare nod transmite coordonatorului toate datele pe care le deține fără să se aplice vreo transformare asupra lor. În cazul unei rețele cu multe noduri acest lucru generează trafic ridicat ceea ce implicit duce la scăderea duratei de viață a rețelei în urma consumului mare de energie a fiecărui nod.
- Rețele fără agregare, în care nodurile sunt grupate de obicei în funcție de localizare, datele sunt agregate și prelucrate local, iar coordonatorului i se transmite doar un rezultat și astfel traficul scade considerabil. De obicei această prelucrare a datelor se rezumă ori la o medie ori la eliminarea datelor redundante.

În funcție de modul de distribuție a nodurilor:

- Rețele deterministe, în care plasarea nodurilor este cunoscută și fixă. În această situație întreaga gestiune a rețelei devine mult mai facilă, mulți algoritmi (de exemplu de rutare, localizare) ne mai fiind necesari. O astfel de rețea are un grad mare de rigiditate.
- Rețele dinamice, în care nu se cunoaște de la început poziția fiecărui nod. Motivul necunoașterii poziției este fie plasarea în mod aleatoriu a nodurilor, fie nodurile au și capacitate de mobilitate. În acest caz toate operațiunilor realizate în cadrul rețelei se complică simțitor, dar se oferă un mare grad de flexibilitate și scalabilitate.

În funcție de politica de control:

- Rețele cu autoconfigurare, în care se permite nodurilor rețelei să se organizeze atât din punct de vedere al comunicării cât și din punct de vedere al sarcinilor. În acest caz, o entitate superioară de control nu trebuie decât să traseze sarcina în linii mari iar nodurile se auto-organizează și, formând un mediu de colaborare, decid în colectiv fiecare pas.
- Rețele fără autoconfigurare, în care nodurile nu au capacitatea de a se auto-organiza ci au nevoie de o entitate de control care să comande ce să facă la fiecare pas. Acesta politică de control nu poate fi folosită decât pentru rețele de mici dimensiuni și unde nu se dorește scalabilitate.

În funcție de modul de administrare al rețelei:

- Rețele Ad-Hoc, în care senzorii comunică direct între ei.
- Rețele gestionate de un coordonator.

9.3 Configurații de rețea

Rețelele de tip Ad-Hoc caracterizează cel mai mult ideea de rețea de senzori fără fir, în general. Rețelele de acest tip sunt acelea care nu au nevoie de un coordonator pentru a-și îndeplini funcția. Prin procese de colaborare senzorii, care în principiu sunt dispuși aleatoriu, se auto-organizează pentru a realiza funcția destinată. Acest tip de rețele prezintă un grad mare de scalabilitate și adaptabilitate.

Sunt posibile două situații de organizare. O situație în care toate nodurile sunt în aceeași zonă de acoperire, adică orice nod poate comunica în mod direct cu oricare alt nod. De obicei această situație este destul de greu de obținut. Un alt caz este acela când raza de acoperire a nodurilor este mică și astfel apărând situația în care unele noduri trebuie să realizeze și funcții de rutare a informației. În acest caz rețeaua are facilități întâlnite la o rețea de tip plasă.

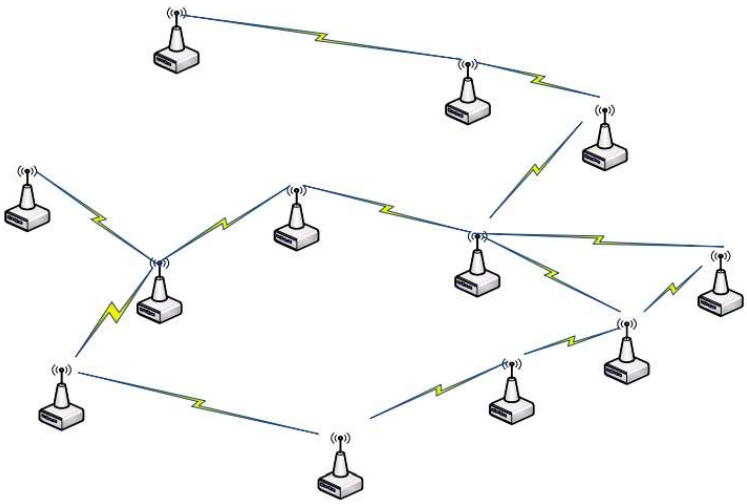


Figura 64. Exemplu de rețea Ad-Hoc

Marea majoritate a rețelelor de senzori sunt gestionate de un coordonator. În această configurație există noduri cu *funcții reduse* în ceea ce privește comunicarea (noduri finale, senzori) și noduri cu *funcții evoluate* (ruter, coordonator) care au rolul de a le conduce pe celelalte, formându-se astfel o structură ierarhizată de noduri. Spre deosebire de un nod final, un ruter este mereu activ (treaz) fiind proiectate pentru a utiliza alimentare externă.

În general un nod cu funcții evoluate de comunicare împreună cu nodurile pe care le conduce formează un *cluster*.

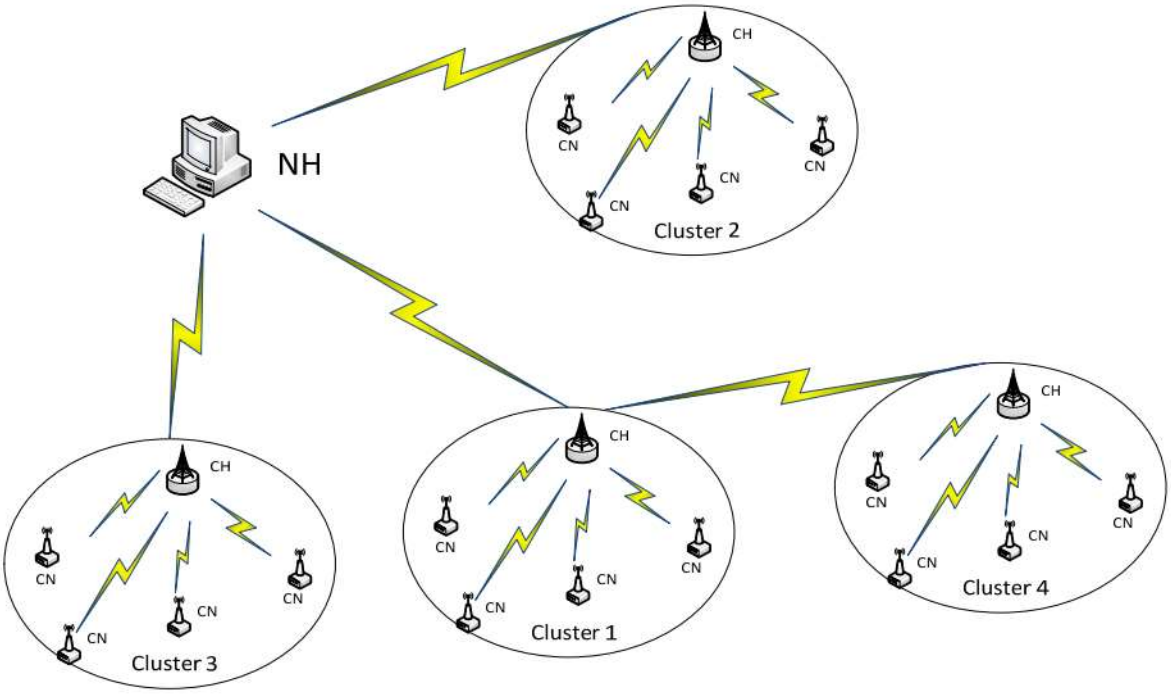


Figura 65. Exemplu de rețea organizată pe *clustere*

În Figura 65 se prezintă un exemplu de rețea organizată în structuri de clustere. Nodurile desemnate cu CN (*Cluster Node*) reprezintă senzorii și nu pot comunica decât cu noduri de tip CH (*Cluster Head*) și în concluzie au capabilități reduse de comunicare. Fiecare nod CN trebuie să fie în raza de acoperire a nodului CH ce conduce clusterul din care face parte și, în principiu,

nu poate comunica decât cu acesta. Așadar un cluster este format dintr-un coordonator sau conducător de cluster (CH) și un număr de noduri de tip CN.

Coordonatorul unui cluster (numit de obicei ruter) este de obicei un nod mai bogat în resurse decât nodurile pe care le conduce putând implementa nu doar funcții de bază de comunicare ci și funcții mai evoluate cum ar fi rutarea informației. Deși sunt mai bogate în resurse, nodurile de tip CH sunt și cele la care durata de viață a bateriei poate să scadă mult mai repede față de celelalte noduri deoarece acestea, având și funcția de rutare de informație, consumă multă energie electrică pentru comunicarea radio.

În figura prezentată mai sus se observă cum *clusterul* 4 nu este în raza directă de acoperire a coordonatorului rețelei și astfel CH1 trebuie să realizeze rutarea informației între acesta rețelei și CH4.

O rețea de senzori într-o asemenea structură este formată din mai multe *clustere*, toate fiind conduse de către un coordonator de rețea simbolizat în figură prin NH (*Network Head*). De obicei acest tip de nod dispune de multe resurse cum ar fi energia electrică, memorie, putere de calcul. În unele situații NH este chiar un calculator clasic și nu neapărat un sistem integrat.

Coordonatorul și ruterele lucrează împreună pentru a forma o rețea de tip plasă. Două exemple de rețele de acest fel se pot observa în Figura 66. Deoarece numărul de salturi al datelor prin rețea este bine să fie cât mai mic, a doua variantă este de preferat în locul primei.

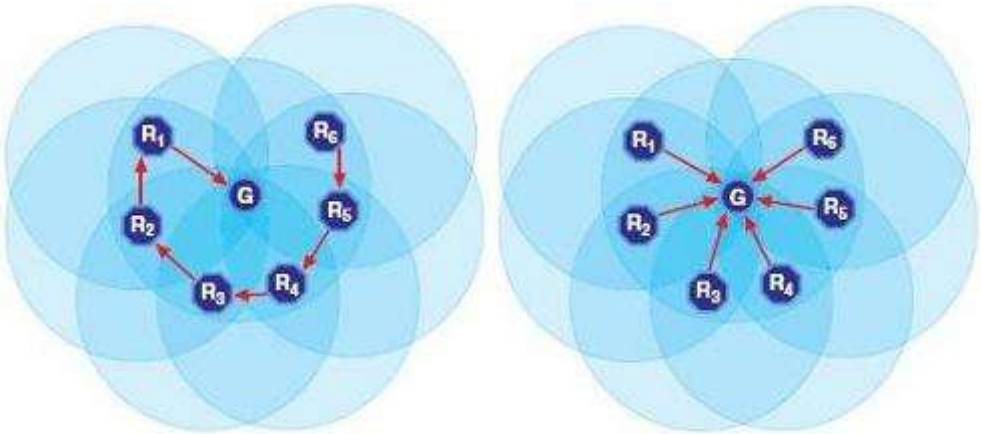


Figura 66. Configurații de rețea tip plasă

Mărirea distanței de acoperire a rețelei de senzori se poate face cu ajutorul ruterelor prin plasarea acestora conform Figurii 67.

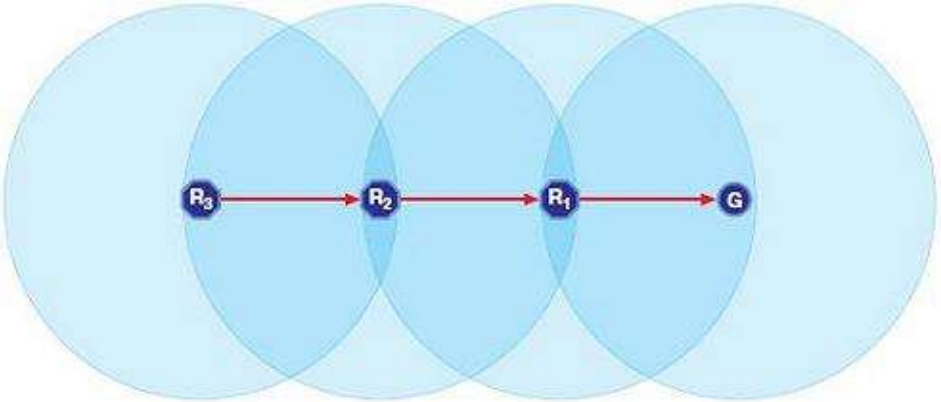


Figura 67. Extinderea distanței de acoperire a unei rețele

Dacă se dorește să se pună în aplicare o configurație tip stea, în care niciun ruter nu este utilizat, se pot conecta doar noduri finale conectate la coordonator, așa cum se vede în Figura 68.

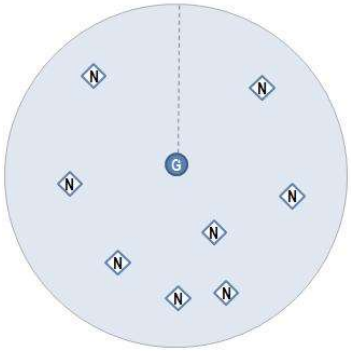


Figura 68. Configurații de rețea tip stea

Dacă densitatea nodurilor este mai importantă decât distanța de acoperire a rețelei se poate utiliza modelul de configurație din Figura 69.

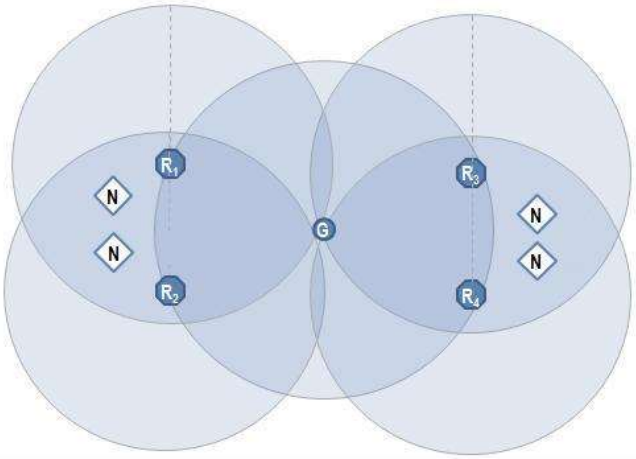


Figura 69. Topologie de rețea tip plasă cu densitate ridicată și distanțe medii

Dacă distanța de acoperire a rețelei este mai importantă decât densitatea nodurilor se poate utiliza modelul de configurație din Figura 70.

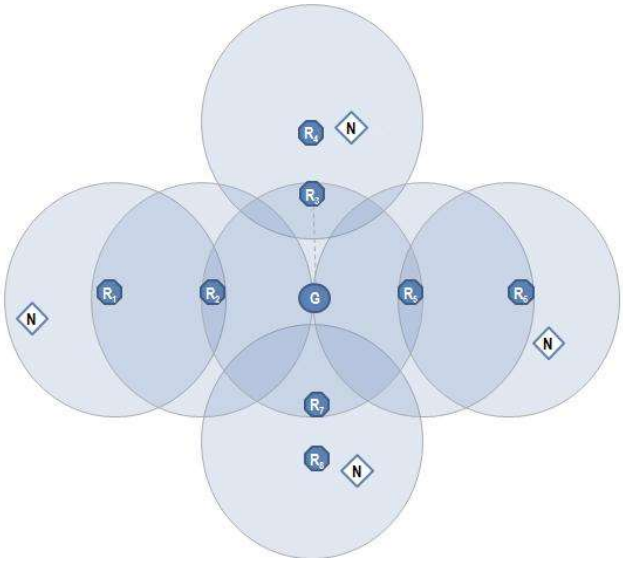


Figura 70. Topologie de rețea tip plasă cu densitate ridicată și distanțe medii

9.4 Nodurile unei rețele de senzori

Un nod are, de obicei, ca și componentă centrală un microcontroler cu putere mică de calcul și cu consum redus de energie electrică, ce asigură întreaga funcționare a acestuia.

O configurație minimală a unui nod cuprinde:

- un microcontroler ce realizează toată partea de calcul și interfațare cu componentele externe;
- interfață de comunicație cu sau fără fir care, de obicei, transmite date în ambele direcții și este una din componentele care consumă cea mai multă energie;
- memorie externă care permite stocarea permanentă a unei cantități mari de date, fără a fi nevoie să fie transmise prin interfața de comunicație;
- senzorul;
- sursă de alimentare: baterie, acumulator, celulă solară.

Într-o asemenea configurație minimă rețeaua de senzori poate fi folosită în principiu doar pentru monitorizare într-o topologie fixă cu un grad scăzut de dinamism.

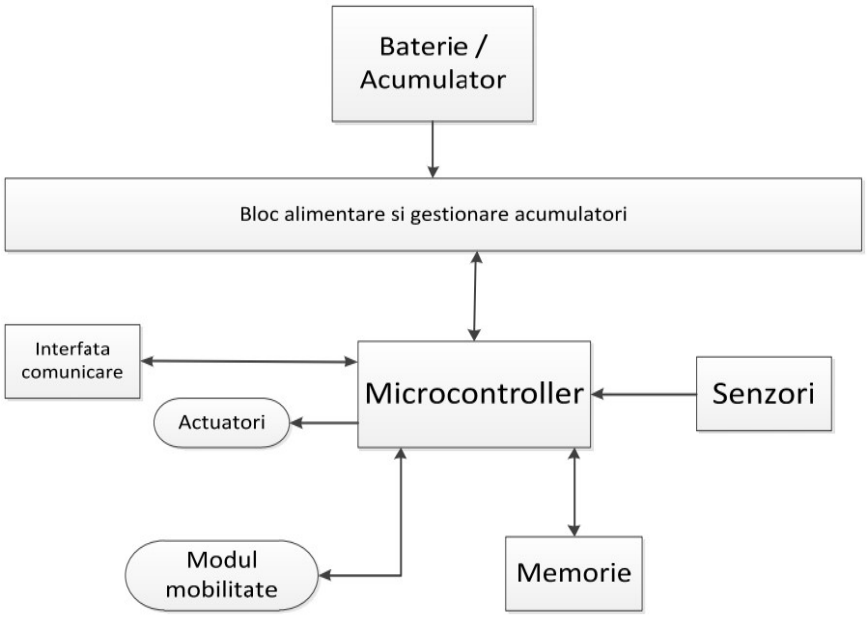


Figura 71. Configurația unui nod de rețea

În cazul în care se adaugă diferite module opționale cum ar fi cele din Figura 71 caracteristicile rețelei se schimbă. Spre exemplu, în situația adăugării unor elemente de acționare rețeaua primește și facilitate de control nu doar de monitorizare, iar în cazul adăugării și a unui modul de mobilitate rețeaua devine puternic dinamică. Deși o astfel de rețea este de dorit în multe situații, dinamismul introduce și o serie de probleme atât pe parte de mobilitate și consum de energie cât mai ales pe partea de comunicație fără fir.

Una din cele mai importante proprietăți este consumul de energie, cantitatea disponibilă fiind de obicei mult redusă. În majoritatea aplicațiilor, nodurile sunt în cea mai mare parte a timpului într-un mod de ”așteptare” (*sleep*), în care interfața de comunicație este oprită și pornită periodic, generând trafic doar atunci când au loc evenimente de interes. În felul acesta

se urmărește o eficientizare a consumului de energie. Există totuși și domenii în care este nevoie de monitorizare și generare continuă de date, cum ar fi supravegherea mediului înconjurător.

În Figura 72 se poate observa cantitatea de energie consumată de unele exemple de componente ale unui nod.

Component	Mode	Current Draw
Microcontroller (TI MSP430)	Active Sleep	1.8 mA 5.1 μA
RF Transceiver (CC2420)	Receive Transmit (at 0 dBm) Sleep	19.7 mA 17.4 mA 0.01 mA
Accelerometer (ADXL345)	Standby Active	0.0001 mA 0.04 – 0.145 mA
External flash (Micron M25P16)	Write Read Sleep	15 mA 4 mA 0.001 mA
Temperature sensor (TMP102)	Sense Sleep	0.015 mA 0.001 mA

Figura 72. Exemple de consum de energie ale componentelor unui nod

O metodă utilă ce permite detectarea evenimentelor de interes în timp real dar și reducerea consumului de energie este utilizarea întreruperilor. Software-ul nodului ce așteaptă date de la senzor (fie executând alte funcții, fie aflându-se în modul *sleep*) preia datele în momentul detecției întreruperii (de obicei semnalată prin modificarea stării logice a unui port al microcontrolerului), iar după aceasta revine la sarcinile obișnuite sau în modul *sleep*.

9.5 Protocoale de comunicație

Dat fiind faptul că nodurile unei rețele de senzori wireless sunt sisteme integrate, sărace în resurse, protocoalele de comunicație nu respectă ad litteram modelul OSI, atât din considerentul că în acest caz poate nu sunt necesare toate nivelurile, cât și din cauza resurselor puține, ceea ce face imposibilă folosirea unor protocoale existente pentru sisteme de calcul clasice.

Principalele niveluri care se regăsesc în protocoalele de comunicație din cadrul unei rețele de senzori fără fir sunt:

- Nivelul fizic – se ocupă cu accesul la mediul fizic de comunicație. Acest nivel este obligatoriu să fie implementat pe un nod al unei rețele. Aici se regăsesc cu precădere părți din protocoalele de tip MAC.
- Nivelul de Acces la Mediu – este nivelul unde are loc administrarea modului de acces la mediul de comunicație: ascultare, trimite de date, așteptare, etc.
- Nivelul de Management al Legăturii – asigură comunicația de tip punct la punct între două noduri ale rețelei aflate în aceeași arie de acoperire, în acest caz realizându-se o comunicație directă între ele. Aici se regăsesc de asemenea protocoale de tip MAC cât și protocoale pentru detecția și corecția erorilor și controlul retransmisiilor.

- Nivelul de Rutare – abstractizează rețeaua sub forma unui graf pe baza căilor de comunicație existente între noduri și asigură o comunicație fiabilă punct la punct (*end-to-end*) în cadrul rețelei. Aici se regăsesc cu precădere protocoalele de rutare a informației.
- Nivelul Aplicație – este nivelul unde datele utile sunt preluate, pre-procesate și puse în formatul corespunzător pentru a fi transmise apoi nivelurilor inferioare. Aici se mai regăsesc de multe ori și protocoalele de sincronizare.

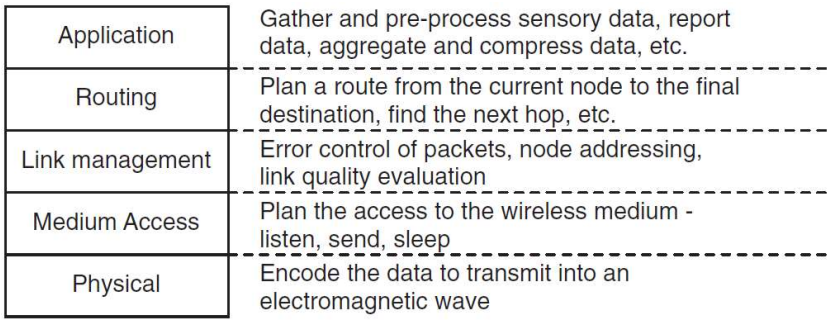


Figura 73. Modelul OSI simplificat pentru rețelele de senzori [18]

Protocoalele MAC sunt de o importanță majoră în proiectarea și realizarea rețelelor de senzori fără fir, fiind responsabile cu prevenirea interferențelor și a coruperii pachetelor de date, în același timp urmărind maximizarea ratei de transfer și minimizând consumul de energie electrică. În plus, față de rețelele de comunicații obișnuite, trebuie să implementeze metode de gestionare a comunicației cu dispozitivele deconectate cât și de minimizare a timpului cât un nod de află în stare de ascultare a canalului de comunicație, astfel încât acestea să evite risipa de energie electrică.

Astfel, se pot defini patru criterii de proiectare a protocoalelor MAC:

- Minimizarea coliziunilor, ce permite evitarea situațiilor în care trebuie retransmise pachete de date, ducând, evident, la mărirea ratei de transfer și scăderea cantității de energie utilizată.
- Minimizarea prelucrării inutile de pachete, ce are loc atunci când un nod primește un pachet care nu îi era destinat, pachet ce trebuie distrus. Aceasta este o sarcină dificilă deoarece nodul trebuie să știe când îi este destinat un pachet sau nu și când să intre în mod *sleep* sau nu.
- Minimizarea ascultării inutile a mediului, ce are loc atunci când nodul ascultă canalul de comunicație și nu se întâmplă nimic. Aceasta duce la irosirea energiei deoarece nodul folosește aceeași cantitate de energie și când ascultă canalul, și când primește date.
- Minimizarea antetului pachetelor, deoarece fiecare bit care trebuie transmis consumă energie.

Ca și în cazul rețelelor fără fir pentru calculatoare, și protocoalele MAC pentru rețelele de senzori folosesc tehnici răspândite precum TDMA, CSMA-CD, CSMA-CA, dar și unele adaptate acestora, precum Sensor MAC sau Berkley MAC ce permit nodurilor să intre în mod *sleep* și să-și realizeze transferul datelor numai atunci când sunt active.

9.6 Legături de date

Legăturile fără fir de date sunt nesigure, asimetrice și cu mari fluctuații în raport cu timpul și spațiul. Caracterizarea acestor legături, a fiabilității și calității lor, se poate face cu următorii parametri:

- Rata de Recepție a Pachetelor (PRR), este raportul între pachetele livrate cu succes și numărul total de pachete trimise. Se măsoară în procente și este ușor de calculat.
- Indicatorul de Putere a Semnalului Recepționat (RSSI), este furnizat pentru fiecare pachet recepționat și se măsoară în dBm (decibel per metru). Cu cât valoarea este mai mare cu atât semnalul este mai bun, iar valorile uzuale sunt negative.
- Indicatorul de Calitate a Legăturii (LQI), este un scor dat pentru fiecare pachet în parte de către transmițătorul radio, parte din standardul 802.15, dar implementat în diverse variante și de către alți producători. De obicei constă dintr-un număr între 50 și 110, valorile mai mari indicând o calitate mai bună a legăturii.
- Raportul Semnal Zgomot (SNR), este raportul dintre semnalul util și nivelul zgomotului din mediul de transmisie. Se măsoară în decibeli. Se poate calcula măsurând RSSI al zgomotului și RSSI al unui pachet de date.

Datorită atenuării undelor electromagnetice în raport cu distanța parcursă de acestea, pe măsură ce aceasta crește vor apărea pierderi de pachete din ce în ce mai mari, până când se ajunge la imposibilitatea de menținere a legăturii de date. Rata de Recepție a Pachetelor descrie cel mai bine această problemă (Figura 74), observându-se însă că, deși teoretic semnalul ar fi trebuit să se atenueze gradual cu creșterea distanței, pentru măsurări efectuate la aceeași distanță, rezultatele obținute sunt mult diferite. Astfel, legăturile de date pot fi caracterizate ca fiind impredictibile.

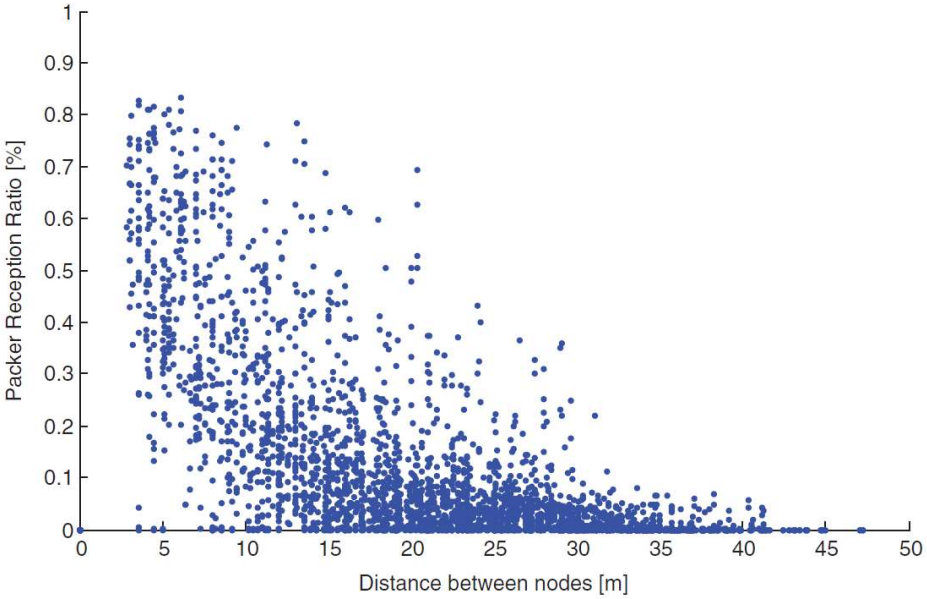


Figura 74. PRR pentru o comunicație între două echipamente la diferite distanțe [18]

O zonă de comunicație în care se poate stabili o legătură de date cu o anumită certitudine poate fi încadrată în trei moduri [19]:

- Zona de comunicație efectivă, în care probabilitatea de livrare a pachetelor este de cel puțin 90%.
- Zona de comunicație de tranziție, în care probabilitatea de livrare poate varia între 100% și 10%.
- Zona fără comunicație, în care livrarea de pachete este aproape imposibilă.

Legăturile dintre două noduri sunt utilizate, de obicei, pentru transferul de date în ambele sensuri. Deoarece aceste transferuri sunt afectate de mediul înconjurător și de interferențele din acesta, succesul transmiterii de date într-un sens nu înseamnă în mod obligatoriu și succesul transmiterii în sens invers. Practic, razele de acoperire a două noduri pot fi diferite în momente diferite, deși ele se află la aceeași distanță unul de celălalt, apărând astfel legăturile asimetrice între noduri (Figura 75).

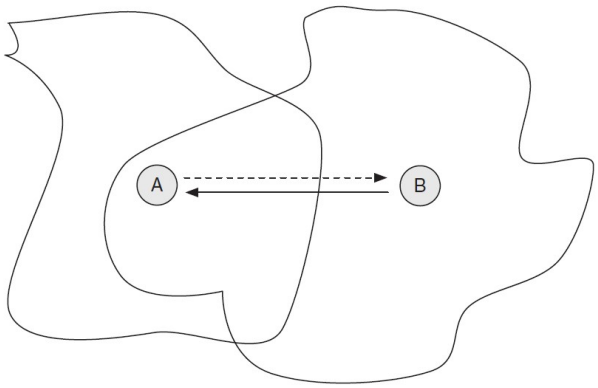


Figura 75. Legătură de date asimetrică

Afectarea unei legături de date nu duce doar la pierderea de pachete datorită imposibilității realizării acesteia, ci poate duce la apariția de erori ce are ca efect eliminarea de pachete și necesitatea retransmiterii lor. Există totuși metode de control al erorilor (FEC), fie la emisie, fie la recepție (BEC).

Controlul erorilor la emisie pleacă de la premisa că retransmiterea unui pachet consumă mai multă energie decât includerea în acesta a unor biți suplimentari, redundanți. Cea mai cunoscută metodă presupune repetarea datelor efective care trebuie transmise, de un număr de ori, datele corecte fiind extrase la recepție prin suprapunerea grupurilor de date primite.

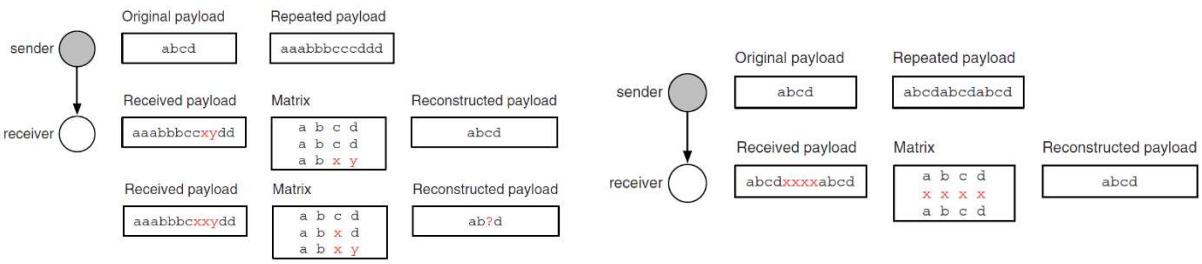


Figura 76. Exemplu de verificare FEC, fără și cu intercalare

Controlul erorilor la recepție presupune detecția acestora și realizarea unor cereri de retransmitere a pachetelor eronate. Cea mai cunoscută metodă de detecție se numește Controlul

Redundant Ciclic (CRC), iar cea mai simplă verificare presupune însumarea biților dintr-un pachet (*checksum*) și memorarea acestei sume într-un bit de paritate (0 pentru număr par de biți 1, sau 1 pentru număr impar de biți 1) (Figura 77).

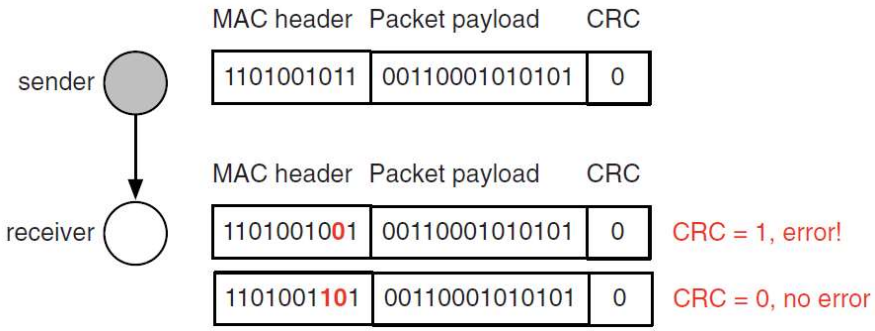


Figura 77. Exemplu de verificare CRC simplă

În practică se utilizează coduri CRC complexe, pentru a evita situația din Figura 77 în care modificarea a doi biți nu duce la schimbarea codului rezultat, dar cel mai adesea nu utilizatorul le implementează, ci ele sunt incluse în protocoalele tehnologiilor de comunicație.

9.7 Comunicații multi-hop

Comunicațiile multi-hop se referă la schimbul de date între noduri îndepărtate, iar oricare dintre acestea nu se află în raza de acoperire a nodului cu care comunică. Astfel, pentru a transmite cu succes datele este necesară rutarea lor prin rețea cu ajutorul altor noduri.

Rolurile nodurilor unei rețele de senzori, în ceea ce privește transferul datelor, sunt [18]:

- Sursa de date, este nodul care produce datele necesare și este capabil să-l transmită altor noduri din rețea.
- Destinația datelor, este nodul care necesită datele și este capabil să le recepționeze de la alte noduri din rețea.
- Transportorul de date, este orice nod din rețea, care nu este nici sursă din destinație a datelor, care este capabil să le recepționeze de la un nod și să le transmită către altul.
- Colectorul de date, este un nod dedicat al rețelei care are rolul de destinație implicită al oricăror date transmise în rețea. Acesta are, de obicei, o altă legătură de comunicație de bandă largă, cu sau fără fir, cu un alt echipament mai puternic (de ex. un calculator).

În funcție de sursa și destinația datelor se pot deosebi patru tipuri de scenarii [18]:

- Difuzare la nivelul întregii rețele (*full network broadcast*), când există o singură sursă a datelor și toate nodurile din rețea reprezintă destinații ale acestora.
- Transmisie nod-la-nod (*unicast*), când există o singură sursă și o singură destinație a datelor.
- Transmisie nod-la-multi-nod (*multicast*), când există o singură sursă și mai multe noduri destinație.

- Transmisie multi-nod-la-nod (*convergecast*), când toate nodurile din rețea sunt surse de date, un singur nod (de obicei colectorul de date) fiind destinația acestora. Se utilizează în cazul rețelelor al căror scop este colectarea de date.

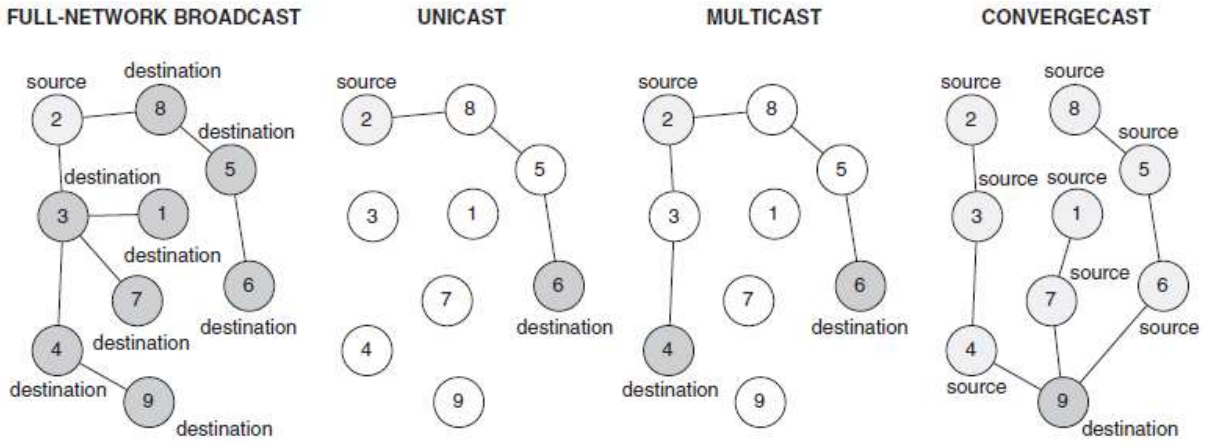


Figura 78. Scenarii de transmisie a datelor

Rutarea într-o rețea multi-hop este procesul de selectare a unei secvențe de noduri din rețea (**calea de rutare**), începând cu sursa de date și terminând cu destinația lor. O cale de rutare validă conține un număr finit de noduri și nici o buclă. Nodurile individuale ce formează o cale de rutare se numesc **hopuri**.

O cale de rutare poate fi **prestabilită** sau **la cerere**. Căile prestabilite permit transmiterea datelor imediat, deci având întârzieri mici, dar implementarea lor este costisitoare și s-ar putea să nu fie folosite niciodată. Căile obținute la cerere sunt create atunci când sunt necesare, iar primul pachet transmis are, de obicei, întârziere mare.

Maniera de stabilire a căilor de rutare poate fi de tip **centralizat** sau de tip **distribuit**. Căile stabilite în mod centralizat sunt calculate sau identificate de un nod special din rețea (de obicei nodul colector) și apoi transmise nodurilor individuale. Abordarea distribuită se bazează pe identificarea căilor direct la nivelul nodurilor individuale, ținând cont de caracteristicile de moment, cum ar fi nodurile vecine existente sau energia disponibilă. Stabilirea distribuită a căilor de rutare este o soluție bună în cazul apariției de defecte în rețea sau în cazul nodurilor mobile.

În rețelele de senzori rutarea este întotdeauna stabilită hop cu hop, nici un nod din rețea (fie sursă, fie colector) necunoscând întreaga cale de rutare până la un nod destinație, ci doar hopul următor. Aceasta este o diferență majoră față de rețelele în care rutarea se face pe bază de adrese (IP de exemplu), fiind necesară deoarece o defectare a unui nod de-a lungul căii de rutare ar necesita retransmiterea datelor.

Parametrii de rutare stau la baza acesteia și reprezintă modalitatea de comparație a gradului de vecinătate al nodurilor în raport cu destinația. Aceștia pot fi:

- **Localizarea sau vecinătatea geografică**. Folosește locații geografice reale sau distanțe aproximate, cerința principală fiind ca toate nodurile să-și cunoască poziția proprie și poziția nodului destinație. Dezavantajul principal al metodei

este că nu ține cont de proprietățile rețelei de comunicație. Alt dezavantaj este că proximitatea geografică nu garantează și drumul cel mai scurt.

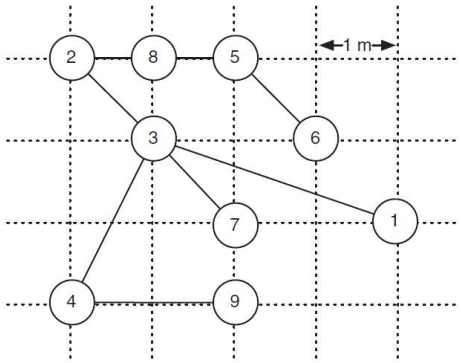


Figura 79. Rutare pe baza localizării nodurilor

- **Numărul de hopuri**. Stabilirea căii de rutare pleacă de la presupunerea că un hop corespunde unei distanțe în rețea, prin urmare mai multe hopuri înseamnă o distanță mai mare. Numărul de hopuri este corelat cu distanța geografică dar și cu topologia rețelei și numărul de legături disponibile.

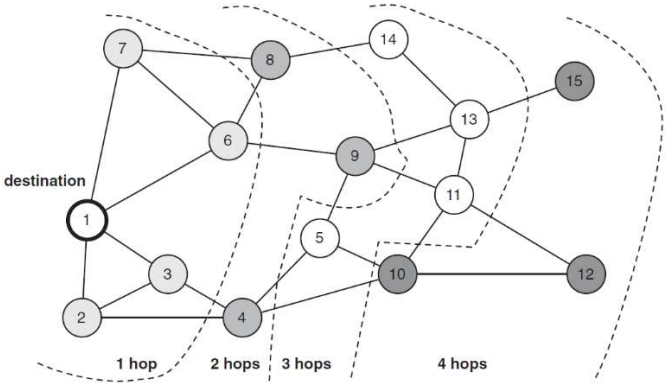


Figura 80. Rutare pe baza numărului de hopuri

- **Numărul de retransmisii**. Caracterizează fiecare hop în parte, pachetele ce sunt transportate prin rețea necesitând uneori retransmitere de către nodurile transportoare, de obicei datorită interferențelor sau legăturilor mai slabe pe distanțe mari, ce pot cauza pierderi de pachete. Precizia nu este foarte bună datorită fluctuațiilor în timp, folosindu-se adesea valori statistice ale numărului de retransmisii.

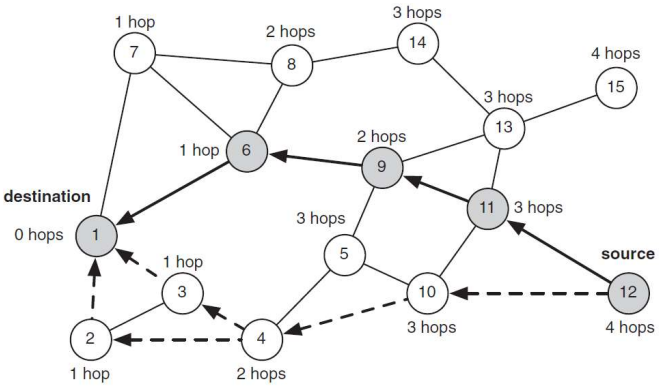


Figura 81. Rutare pe baza numărului de retransmisii

- **Timpul de întârziere**. Reprezintă timpul trecut de la trimiterea unui pachet de către nodul sursă până la recepția acestuia de către nodul destinație, indiferent de motivul întârzierii. Aceasta se poate datora metodelor de acces la mediu de tip TDMA, procesărilor la nivel de aplicație sau a comunicațiilor nesigure.

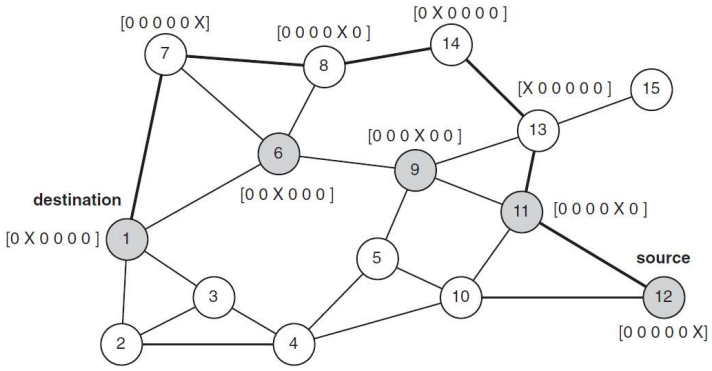


Figura 82. Rutare pe baza timpului de întârziere

9.8 Aplicații ale rețelelor de senzori fără fir

- **Monitorizarea mediului înconjurător**: condiții meteo, habitate naturale.
- **Clădiri inteligente**: monitorizarea umidității, temperaturii, calității aerului.
- **Monitorizarea conductelor**: detecția scurgerilor, măsurarea nivelurilor, presiunii, a calității apei.
- **Monitorizarea stării de sănătate**: pentru boli ca Parkinson, epilepsie, probleme cardiace.
- **Agricultură de precizie**: monitorizarea solului, culturilor, climei.
- **Managementul lanțului de producție**: urmărirea coletelor sau containerelor.
- **Monitorizarea vulcanilor**: temperatură, mișcare, nivel gaze.
- **Transporturi**: detecția vehiculelor, starea drumurilor.
- **Mineritul în subteran**: deplasări ale pereților minei, calitatea aerului, incendii
- **Monitorizarea stării structurale a construcțiilor**: poduri, baraje.
- **Detecția dezastrelor naturale**: incendii, alunecări de teren, cutremure.
- **Aplicații militare**: supraveghere, detecția armelor biologice sau chimice.

Capitolul 10. Internet of Things

Sintagma „Internet of Things” – IoT (“Internetul obiectelor/lucrurilor”) denumește o rețea de obiecte fizice „inteligente” (*smart objects*) interconectate, care au încorporată tehnologia necesară pentru a fi capabile de a sesiza și comunica date despre starea lor internă, precum și de a interacționa cu aceasta și cu mediul extern.

Se apreciază că până în anul 2020 numărul diverselor obiecte inteligente interconectate va tinde spre circa 200 de miliarde, de la tablete, telefoane, televizoare și alte obiecte electrocasnice inteligente, la dispozitive capabile să monitorizeze și să transmită parametrii de sănătate și mobilitate a oamenilor sau animalelor, de calitate a apei sau aerului, sau la dispozitive și elemente de monitorizare și control al parametrilor unor echipamente industriale complexe sau al produselor aflate în containere pentru livrare.

Schimbarea de viziune pe care o aduce IoT constă în:

- extinderea diversității acestor obiecte prin standardizarea soluțiilor de comunicare și interacțiune;
- valorificarea datelor privind evoluția stării acestor obiecte,
    - prin achiziția, transmiterea și stocarea lor în infrastructuri dedicate, centralizate sau de tip *cloud*, precum și
    - prin analiza avansată a acestora, utilizând servicii specializate, pentru a extrage, sintetiza și utiliza informația relevantă.

În ultimii ani, au fost dezvoltate numeroase soluții de interconectare a obiectelor inteligente în sisteme cu diferite scale și obiective. Se vorbește deja despre orașe inteligente (*smart cities*), case inteligente (*smart homes*), monitorizare digitală a sănătății (*digital health*), a unor procese industriale sau a poluării mediului etc.

Principalele funcționalități oferite de sistemele IoT pot fi grupate în 5 categorii, astfel:

- culegerea și pregătirea datelor;
- conectivitate, protocoale de comunicații;
- servicii de monitorizare, control și descoperire dispozitive;
- autentificare, autorizare, controlul integrității și securitatea datelor;
- analiza și procesarea datelor, asigurarea interfeței utilizator pentru acces la funcțiunile sistemului.

Se estimează că următorii ani vor însemna o perioadă de avânt spectaculos pentru sistemele IoT, ale căror complexitate și potențiale utilizări vor crește semnificativ. În Strategia Națională de Cercetare-Inovare 2014-2020, IoT este vizat în 3 din cele 4 subdomenii prioritare de dezvoltare a TIC ca domeniu de specializare inteligentă: în primul rând în „Internetul viitorului”, dar și în „Analiza și securitatea datelor de mari dimensiuni” și „Calculul de înaltă performanță și noi modele computaționale”.

10.1 Standardizarea sistemelor de tip IoT

IEEE descrie IoT, într-un raport despre Internet of Things din martie 2014, ca fiind o rețea de elemente, fiecare încorporând senzori, ce sunt conectate la Internet. Un proiect al organizației numit IEEE P2413 definește arhitectura cadru, abstractizările, adresează descrierea diverselor domenii de aplicabilitate și identificarea punctelor comune între acestea. Scopul acestui proiect este:

- să accelereze creșterea pieței IoT, permițând interacțiunea între domenii și unificarea platformelor prin creșterea compatibilității sistemelor, a interoperabilității și a substituirii funcționale;
- să definească o arhitectură cadru a IoT care acoperă nevoile arhitecturale ale diferitelor domenii ale aplicațiilor IoT;
- să crească transparența arhitecturilor de sistem pentru a sprijini evaluarea acestuia, siguranța și securitatea;
- să reducă fragmentarea industriei;
- să îmbunătățească cadrul de lucru existent.

IEEE P2413 definește în momentul de față o arhitectură bazată pe trei niveluri (Figura 83).

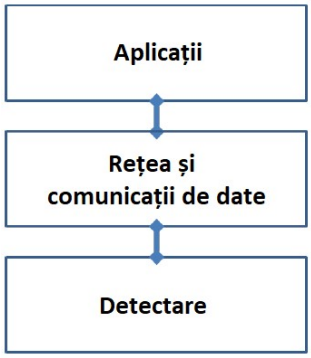


Figura 83. Arhitectura IEEE a sistemelor IoT

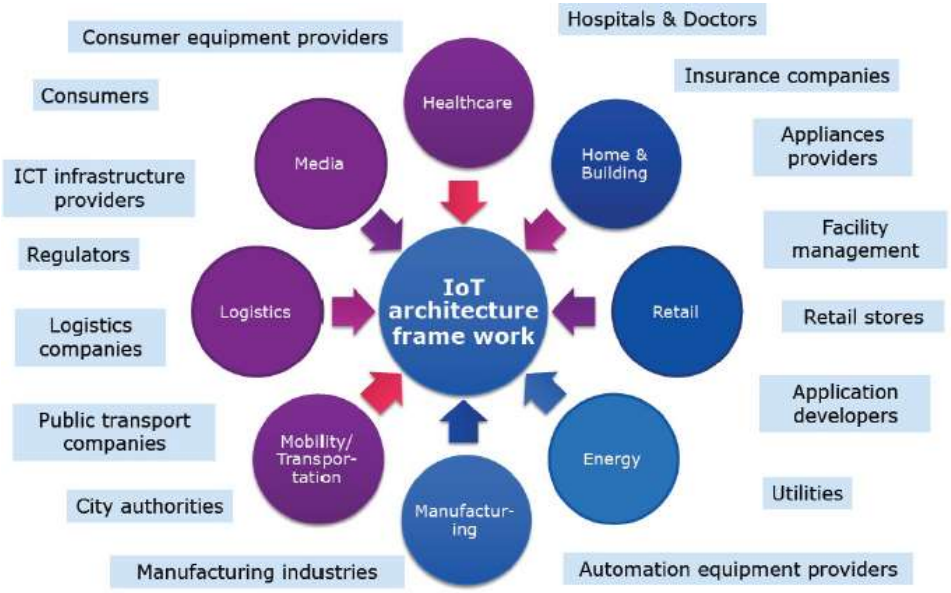


Figura 84. Piața sistemelor IoT și actorii implicați

O altă organizație de standardizare, ETSI, nu menționează cuvintele Internet of Things dar discută un concept similar numit *comunicație mașină-mașină* (M2M) ce reprezintă comunicația între două sau mai multe entități care nu necesită neapărat o intervenție umană. Serviciile M2M au scopul de a automatiza procesele de decizie și comunicație. Arhitectura de bază este prezentată în Figura 85.

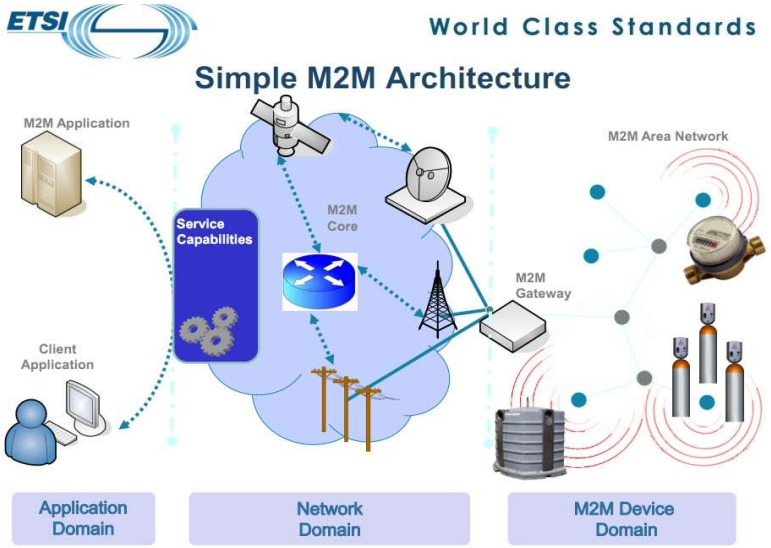


Figura 85. Arhitectura ETSI pentru comunicații M2M

Dispozitivele M2M rulează aplicații de bază necesare furnizării unor servicii și se conectează la rețeaua de acces fie **direct** (putând furniza servicii și altor dispozitive conectate la acesta), fie prin intermediul unui ***proxy*** de rețea sau ***gateway***.

Rețeaua de acces permite dispozitivelor M2M și celor de tip *gateway* să comunice cu rețeaua centrală, aceasta furnizând conectivitatea IP, funcțiile de control al rețelei și al serviciilor și interconectarea cu alte rețele.

Aplicațiile de furnizare a serviciilor sunt accesibile, de obicei, prin interfețe deschise.

ITU, agenția pentru tehnologiile informației și comunicațiilor, definește IoT ca o rețea **disponibilă oriunde, oricând, pentru orice sau oricine** (Figura 86).

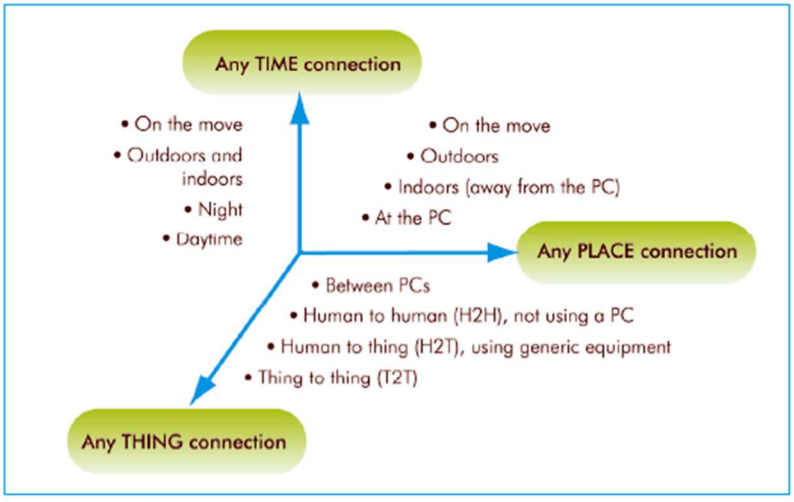


Figura 86. Definiția IoT a ITU

Sunt descrise și tehnologiile necesare pentru a putea fi realizate sistemele de tip IoT: RFID pentru etichetarea obiectelor, utilizarea senzorilor pentru obiectele care ”simt”, implementarea inteligenței pentru a face obiectele să ”gândească” și folosirea de nanotehnologii pentru micșorarea obiectelor.

10.2 Arhitectura unui sistem IoT

Din punct de vedere hardware, un sistem IoT poate conține:

- Senzori / elemente de acționare
- Unități de procesare
- Unități de stocare
- Unități de comunicație

Scenariul generic al unui sistem IoT constă din nevoia unui utilizator de a interacționa cu o entitate fizică, posibil aflată la distanță. Utilizatorul se definește ca o persoană sau un fel de entitate digitală activă (serviciu, aplicație, etc.) care urmărește un scop ce poate fi atins numai prin interacționarea cu mediul fizic. Entitatea fizică poate fi definită ca fiind o parte discretă, identificabilă a acestuia, ce poate lua orice formă, de la oameni și animale până la vehicule, containere, calculatoare sau electrocasnice. Entitățile fizice sunt reprezentate în mod digital prin entități virtuale (modele, elemente dintr-o bază de date, obiecte într-un limbaj de programare, etc.).

Dispozitivele dintr-un sistem IoT sunt utilizate pentru a asocia entitatea virtuală cu cea fizică. Aceasta se realizează prin încorporarea, atașarea sau plasarea acestora în apropierea entității fizice. Dispozitivele furnizează interfața tehnologică necesară interacționării cu sau obținerii de informații despre entitatea fizică.

Dispozitivele pot fi de mai multe feluri:

- Etichete, ce permit identificarea unică a unui lucru conectat la Internet.
- Cititoare, care citesc datele din etichete.
- Senzori, ce furnizează informații despre entitatea fizică pe care o monitorizează.
- Elemente de acționare, care pot modifica starea fizică a unei entități fizice.

Elementele unui sistem IoT funcționează pe baza unui sistem de operare. Ideală ar fi utilizarea de sisteme de operare complet dezvoltate (Linux, Unix, Windows) însă cerințele minime ale acestora nu îndeplinesc cerințele stricte ale dispozitivelor IoT ce funcționează pe baza unor microcontrolere de mică putere.

Inițial au fost utilizate sisteme de operare dedicate rețelelor de senzori fără fir ce puteau fi de două feluri: bazate pe evenimente (temporizare, întrerupere din exterior) sau cu mai multe fire de execuție (*thread*, în care sistemul de operare multiplexează în timp execuția mai multor sarcini). Două exemple de astfel de sisteme de operare sunt TinyOS sau Contiki.

Deoarece s-a considerat că cerințele unui sistem IoT diferă de cele ale unei rețele de senzori fără fir, au fost dezvoltate sisteme de operare dedicate, precum RIOT, care îndeplinesc următoarele:

- Cerințe minime de memorie și putere de procesare

- Abilitatea de a rula pe sisteme afectate de constrângeri hardware
- Suport pentru o mare varietate de platforme hardware
- Eficiență energetică mare
- Interfață de programare standard
- Suport pentru limbaje de programare de nivel înalt
- O stivă de rețea adaptivă și modulară
- Fiabilitate

O comparație între diferite sisteme de operare se poate observa în tabelul următor.

SO	Min RAM	Min ROM	Suport C	Suport C++	Multi Thread	Modula-ritate	Timp real	IPv6	TCP
Contiki	<2 kB	<30 KB	Parțial	Nu	Parțial	Parțial	Parțial	Da	Parțial
TinyOS	<1 kB	<4 kB	Nu	Nu	Parțial	Nu	Nu	Nu	Parțial
Linux	~1 MB	~1 MB	Da	Da	Da	Da	Parțial	Da	Da
RIOT	~1,5 kB	~5 kB	Da	Da	Da	Da	Da	Da	Da

Resursele sunt componente software care furnizează informație despre entitățile fizice sau permit controlul dispozitivelor. Pot fi localizate la nivelul dispozitivelor (software instalat local) sau disponibile undeva în rețea. Stocarea este un tip special de resursă ce memorează informațiile despre entitățile fizice.

Identificarea ”lucrurilor” în Internet se face pe baza adreselor, cele mai utilizate fiind de tip IPv6. În plus, a fost dezvoltat un alt sistem de adresare dedicat sistemelor IoT bazat pe adrese EPC (Cod Electronic de Produs) ce conțin 64 sau 94 de biți și sunt administrate la nivel global de EPCglobal.

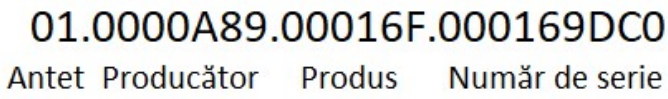


Figura 87. Adresă de tip EPC

O comparație între cele două tipuri de adrese se poate observa în tabelul următor.

	IPv6	EPC
Obiectul identificat	Interfața de rețea	Obiectul fizic
Aplicație primară	Adresă de rutare	Indicator al informației
Adresă alocată de	Administratorul rețelei	Producătorul obiectului
Adresă unică	Da	Da
Lungime adresă (biți)	128	64, 96 sau alta
Se poate schimba adresa?	Da	Nu
Sfera de dificultate	Mobilitatea	Lipsa informației despre localizare

10.3 Criterii de evaluare a platformelor IoT

Există astăzi o abundență de soluții de platforme IoT ce oferă conectivitate la Internet pentru senzori și elemente de acționare (*actuators*), permițând utilizatorilor finali să interacționeze cu obiectele inteligente dotate cu astfel de senzori și/sau elemente de acționare. Particularitățile și nivelurile tehnologice pe care se bazează, dar și măsura în care aceste platforme sunt capabile să satisfacă cerințele și așteptările diferiților actori din ecosistemul IoT (furnizori de dispozitive, dezvoltatori de aplicații, utilizatori finali etc.), pot constitui atât criterii de evaluare / comparare a lor, cât și elemente pe baza cărora se pot estima și direcțiile de evoluție ale acestora.

a) Tipurile de dispozitive suportate de platformă: platformele care necesită o poartă de acces (*gateway*) proprietară pentru conectarea dispozitivelor IoT sunt dependente de furnizorii platformelor respective pentru a adopta noi protocoale și a extinde varietatea și numărul de dispozitive IoT eterogene.

b) Tipul platformei IoT: în cele mai multe cazuri platformele sunt furnizate dintr-un *cloud*, fie ca Platform as a Service (PaaS), fie ca Software as a Service (SaaS). În cazul PaaS, platformele furnizează servicii de *cloud computing* pentru dispozitive IoT și date (de ex. de stocare, management dispozitive, conectivitate dispozitive, mecanisme de backup sau suport online), în timp ce, în cazul SaaS, accentul este pus pe interconectarea surselor de date utilizând capabilitățile *cloud computing*.

c) Tipul arhitecturii: arhitecturile de tip centralizat sunt specifice soluțiilor independente, în timp ce cele de tip descentralizat includ mai multe subrețele de senzori și dispozitive de acționare, fiecare controlată independent (de ex. acestea sunt denumite „site-uri” în cazul LinkSmart sau „hub-uri” în cazul OpenIoT).

Corelația între caracteristicile b) și c) este importantă pentru acoperirea unei mari diversități de cerințe de implementare. Astfel, o soluție de tip PaaS cu arhitectură descentralizată este adecvată pentru un sistem IoT la nivel de locuință, în timp ce o soluție centralizată bazată pe *cloud* este recomandabilă în cazul unor rețele de mari dimensiuni de senzori și elemente de acționare.

d) Gradul de deschidere: platformele *open source* sunt considerate mai de perspectivă decât alternativele proprietare deoarece permit o mai rapidă integrare a noilor soluții IoT pentru diverse domenii de aplicație și totodată s-a constatat că utilizarea de soluții *open source* accelerează adoptarea unei tehnologii software în manieră *bottom-up*. Totodată, s-a observat că soluțiile *open source* generează efecte economice benefice mai mari pentru domeniile aplicative în care sunt utilizate decât platformele proprietare.

e) Controlul accesului la date: este un criteriu relevant pentru platformele care nu arhivează datele local și implementează diverse niveluri de control al accesului la distanță. Există mai multe niveluri de granularitate privind controlul accesului, pornind de la accesul de tip privat / public, până la un control mai nuanțat al accesului atunci când datele pot fi private, protejate, publice sau anonime. Acest din urmă caz conferă flexibilitatea necesară pentru maximizarea reutilizării datelor de către servicii la distanță ale unor terțe părți.

f) Securitatea și confidențialitatea: implementarea unor asemenea mecanisme reprezintă un criteriu fundamental de evaluare pentru platformele IoT. Platformele IoT bazate pe *cloud* sunt predispuse la atacuri de securitate web și de rețea tradiționale, ca de exemplu: refuzul serviciului (*denial of service* – DoS), *man-in-the-middle*, *eavesdropping*, *spoofing* și *controlling*. Pentru asigurarea securității și confidențialității, atât în scenarii centralizate cât și distribuite, sunt necesare protocoale de nivel scăzut (*low level*). Pentru asigurarea securității în cazul unor configurații extinse de dispozitive încorporate trebuie avută în vedere depășirea limitărilor unor astfel de dispozitive (de ex. memoria, puterea de procesare, comunicația, timpii de răspuns, consumul de energie).

10.4 Platforme de tip IoT

Amazon Web Services (AWS) IoT

(https://aws.amazon.com/iot/)

Furnizează ca principale facilități: conectarea facilă a senzorilor pentru o mare varietate de aplicații, pe baza unui kit de dezvoltare software (SDK) pentru diapozitivele suportate, monitorizarea stării dispozitivelor IoT, poartă de acces (gateway) securizată, motor bazat pe reguli pentru evaluarea mesajelor de date recepționate. Există parteneriate cu firme producătoare de dispozitive și echipamente IoT (Intel, Texas Instruments, Broadcom, Qualcomm) pentru crearea de kit-uri compatibile cu platformele acestora.

Microsoft Azure IoT Suite

(https://www.microsoft.com/en-us/internet-of-things/azure-iot-suite)

Include următoarele facilități: monitorizarea stării dispozitivelor IoT, motor bazat pe reguli pentru validare mesaje de intrare, registru de identități, analiză avansată în timp real a unor fluxuri masive de date prin Azure Stream Analytics.

ThingWorx

(https://www.thingworx.com/)

Este considerat soluție IoT leader pentru domeniul industrial, cu următoarele facilități: simplitate în conectarea dispozitivelor la platformă, decuplarea dezvoltării aplicațiilor de întreprindere de detaliile tehnice specifice IoT, partajarea resurselor platformei între dezvoltatori pentru reutilizare și creștere a productivității, soluții de învățare automată pentru Big Data Analytics, versiuni diferite de distribuție (bazate pe *cloud*, integrate în sisteme de întreprindere, autonome).

IBM Watson IoT

(http://www.ibm.com/internet-of-things/)

Este o platformă bazată pe *cloud* PaaS Bluemix pentru dezvoltarea facilă de aplicații, care furnizează: managementul dispozitivelor, comunicații sigure, administrarea schimburilor de date în timp real, capacitate de stocare / memorare date.

Cisco IoT Cloud Connect

(https://www.cisco.com/c/en/us/solutions/service-provider/iot-cloud-connect/index.html

Este orientată spre operatori de comunicații mobile și oferă conectivitate de date și de voce, management al ciclului de viață al SIM, controlul sesiunilor de comunicații IP, facturare și raportare.

Salesforce IoT Cloud

(http://www.salesforce.com/iot-cloud/)

Este centrată pe client, pentru care oferă generare de oferte de vânzare, generare de comenzi de service, notificare automată a clienților, analiză a stocurilor disponibile.

Carriots

(https://www.carriots.com/)

Este o platformă PaaS de dezvoltare și găzduire de aplicații IoT, precum și pentru dezvoltare de soluții M2M (*Machine to Machine*). Oferă facilități de management dispozitive, SDK pentru aplicații, API pentru managementul cheilor de securitate, export date către alte aplicații, managementul utilizatorilor, un tablou de control pentru utilizatori.

Oracle Integrated Cloud IoT

(https://cloud.oracle.com/iot)

Oferă analiză în timp real a datelor IoT, virtualizare dispozitive, managementul punctelor de colectare date, mesagerie de viteză mare, notificarea utilizatorilor cu privire la dispozitivele lor.

General Electric's Predix

(https://www.ge.com/digital/predix)

Este o platformă PaaS pentru suport decizional în timp real, prin dezvoltare de aplicații IoT în sectoare prioritare (sănătate, transporturi, aviație, energie). Predix Machine este destinat nivelului de comunicații între senzori, controlere, platforma *cloud* și soluțiile de Analytics. Firma colaborează cu Intel, Verizon și Cisco pentru producerea de senzori compatibili Predix.

Kaa

(http://www.kaaproject.org/)

Este o soluție *open source* destinată să scurteze procesul și să reducă costurile de dezvoltare a soluțiilor IoT. Poate fi utilizată și ca platformă de găzduire pentru o varietate de aplicații IoT. Poate administra un număr foarte mare de dispozitive.

10.5 Aplicații ale IoT

10.5.1 Orașe inteligente

Un oraș este inteligent dacă integrează tehnologiile informației și comunicațiilor pentru utilizarea eficientă a resurselor și infrastructurii în scopul asigurării necesităților cetățenilor săi. Utilizarea tehnologiilor inovative are un impact pozitiv asupra calității vieții cetățenilor, protejării mediului, dezvoltării mediului de afaceri și dezvoltării durabile a comunităților locale și societății în general.

Figura 88. Domeniile de aplicabilitate ale IoT pentru orașe inteligente

Telecomunicațiile reprezintă elementul de bază și trebuie urmărită utilizarea tehnologiilor moderne astfel încât să fie asigurată o lărgime de bandă suficientă pentru funcționarea corespunzătoare a echipamentelor și aplicațiilor.

Figura 89. Utilizarea telecomunicațiilor în orașele inteligente

Un alt domeniu de aplicabilitate al IoT este cel al energiei electrice, prin transformarea rețelelor de distribuție a energiei electrice în rețele inteligente (*smart grid*) ce pot integra în mod inteligent comportamentul și acțiunile tuturor utilizatorilor conectați la acestea – generatoare, consumatori – pentru asigurarea unui proces sustenabil, economic și sigur.

Câteva dintre avantaje sunt utilizarea eficientă a energiei (telecontorizare, iluminat public inteligent) reducerea timpului de remediere a defecțiunilor și cheltuielilor de mentenanță.

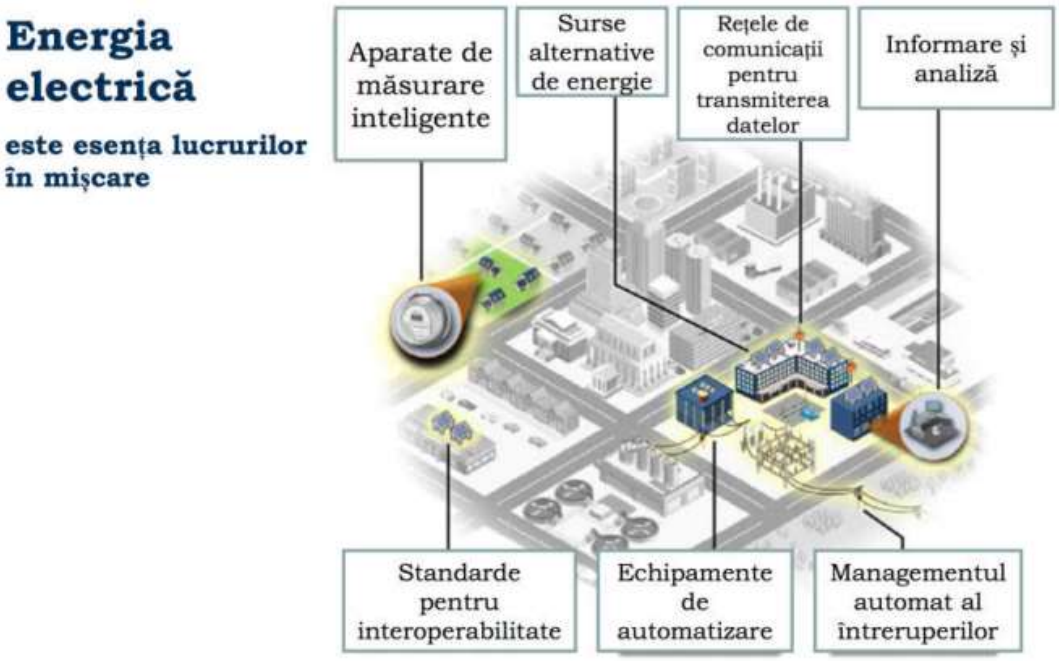


Figura 90. Utilizarea IoT în domeniul energiei electrice

În ceea ce privește rețeaua de alimentare cu apă potabilă și de canalizare, sistemele IoT pot contribui la eliminarea pierderilor, telecontorizare, managementul consumului și tarifarea secvențială, reducere timpului de remediere a defecțiunilor și cheltuielilor de mentenanță, reducerea cantității de apă consumate, controlul gradului de poluare, irigarea controlată, inteligentă a spațiilor verzi, etc.

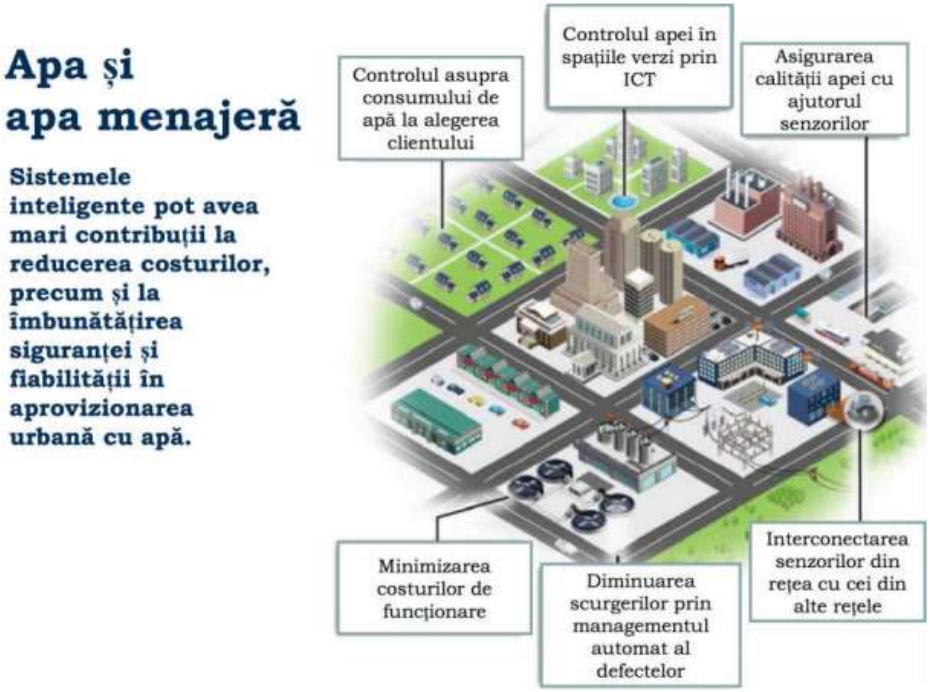


Figura 91. Utilizarea IoT în rețelele de apă și canalizare

În ceea ce privește rețeaua de transport, sistemele IoT pot ajuta la reducerea costurilor, a timpilor de așteptare în stații, a timpilor de călătorie, a nivelului poluării, fluidizarea traficului, adaptabilitatea flotei de vehicule de transport în comun, intervenția rapidă în caz de defecțiuni, managementul inteligent al parcărilor, etc.

Figura 92. Utilizarea IoT în rețeaua de transport

Sistemele IoT pot fi utilizate în domeniul siguranței publice pentru supravegherea și monitorizarea unor zone precum unitățile de învățământ, locurile de joacă, străzi și intersecții, detectarea incidentelor precum ambuteiaje, aglomerări umane neautorizate, probleme în trafic, apelarea și prioritizarea serviciilor de urgență, avertizarea cu privire la situații climaterice sau de mediu deosebite, etc.

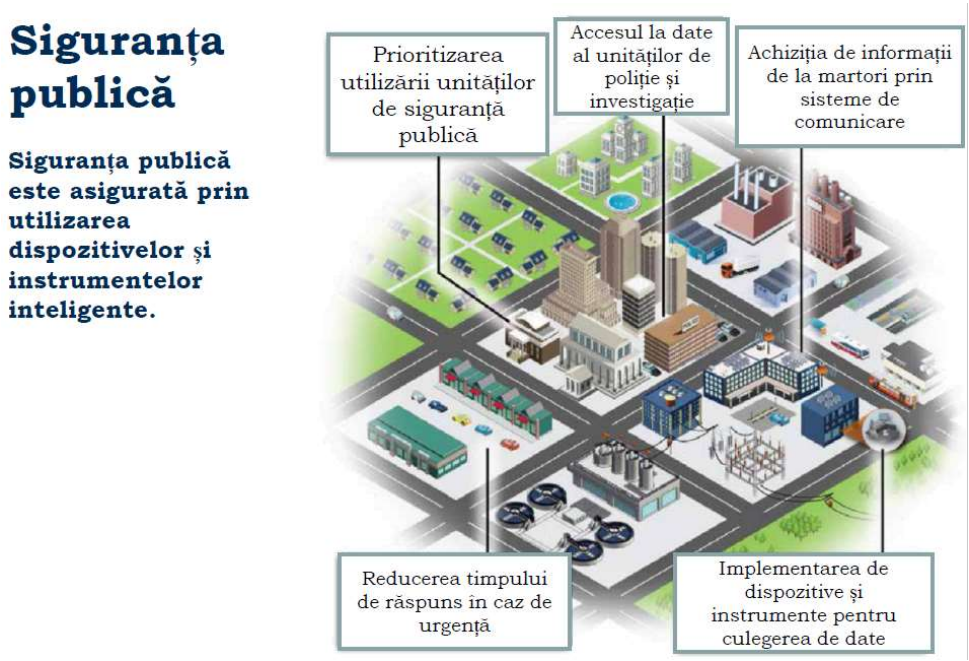


Figura 93. Utilizarea IoT în siguranța publică

Implementarea sistemelor IoT în domeniul medical va duce la dezvoltarea continuă a tele-medicinei (totalitatea sistemelor care ajută la procesul de îngrijire a sănătății prin schimbul eficient de informație medicală), va permite monitorizarea la distanță, optimizarea fluxului de pacienți, controlul costurilor și a calității serviciilor, realizarea de intervenții chirurgicale robotizate, partajarea de informații între pacient și furnizorii de servicii medicale.

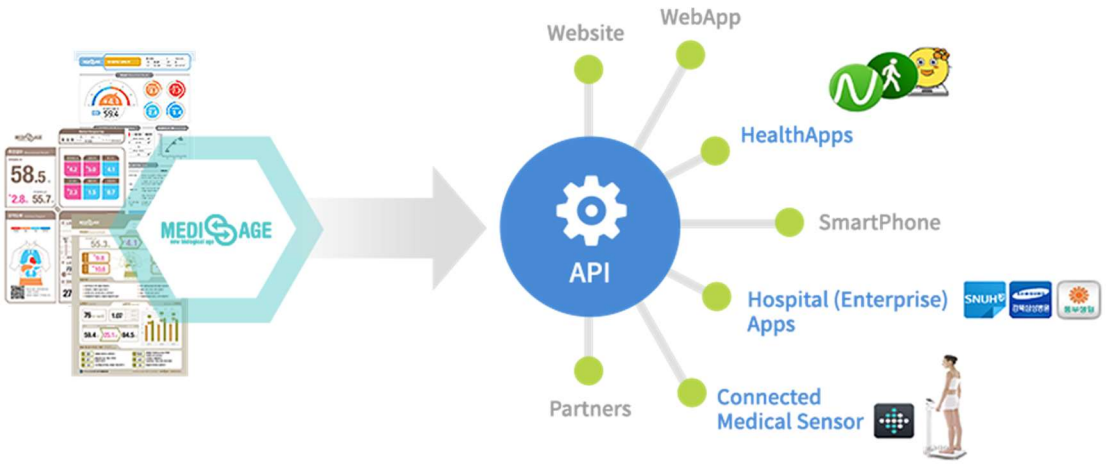


Figura 94. Utilizarea IoT în domeniul medical

10.5.2 Case și clădiri inteligente

Casa sau clădirea inteligentă oferă utilizatorilor acesteia un mediu confortabil și productiv cu ajutorul echipamentelor automate de măsură, comunicare și control, integrate în sistemele care o alcătuiesc.

Câteva elemente a căror prezență este obligatorie într-o casă sau clădire inteligentă: senzori care culeg informații diverse, elemente de acționare care permit comanda sistemelor instalate în casă, o rețea de comunicație și o unitate centrală care rulează programe ce memorează și monitorizează informațiile, ia decizii și emite comenzi în funcție de aceste decizii. În plus, cu ajutorul unor interfețe hardware sau software, proprietarul casei poate accesa toate informațiile culese de unitatea centrală, poate apela toate comenzile casei individual sau grupate în scenarii și poate configura modul în care sistemul ia decizii. Deciziile sunt cele a căror complexitate împarte casele în case inteligente sau doar automatizate.

Figura 95. Utilizarea IoT în casele inteligente

Un sistem IoT pentru case inteligente poate include:

- Sistem de control al iluminării, controlul tuturor luminilor prin intermediul întrerupătoarelor clasice, automat prin definirea de scenarii, de exemplu: a apus soarele, aprinde lumina în curte etc, automat prin senzorii de mișcare, lumina "se ține" după proprietar, eficientizarea consumului de energie electrică prin închiderea automată a luminilor aprinse atunci când se armează alarma pe toată casa etc. Controlul luminilor se poate realiza și de la distanță prin intermediul telefonului, tabletei sau a laptopului.
- Sistem control automat al temperaturii prin intermediul senzorilor de temperatură, umiditate amplasați în camere. Se pot defini scenarii gen: "am plecat", casa trece în conservare, "mă întorc", casa revine la funcționalitatea normală pentru a oferi un maxim de confort, iar comenzile "mă întorc" și "am plecat" se pot realiza și automat în cazul în care proprietarul are un sistem de localizare pe mașină care comunică poziția acesteia către casa inteligentă etc. Setarea temperaturilor se poate realiza și de la distanță prin intermediul telefonului, tabletei sau a laptopului.
- Sistem de monitorizare consumuri/producție energie electrică din panouri solare fotovoltaice, sistem ce eficientizează consumul, comutând consumatorii în funcție de producția de energie realizată de panouri.
- Senzori pentru evenimente cum ar fi inundație, incendiu, efracție. Pot fi definite scenarii ca in cazul declanșării senzorului de inundație, apa sa fie oprită automat, instalațiile golite, proprietarul anunțat prin sms/email de eveniment și dacă este definit în sistem anunțat și instalatorul să intervină etc.
- Senzori pentru evenimente zilnice/sezoniere cum ar fi zi/noapte, îngheț, ploaie etc. Se pot defini scenarii pentru diverse acționări în funcție de aceste evenimente, pornire degivrări, aprins lumini, udat gradina etc.

Capitolul 11. Cloud computing

11.1 Introducere

Termenul „Cloud Computing” se referă la stocarea, procesarea și utilizarea de date pe sisteme aflate la distanță și accesate prin intermediul Internet-ului. Aceasta înseamnă că utilizatorii pot dispune la cerere de o putere de calcul aproape nelimitată, că nu trebuie să facă investiții de capital majore pentru a-și satisface exigențele și că își pot accesa datele din orice loc, cu ajutorul unei conexiuni la Internet.

Cloud Computing-ul are potențialul de a reduce cheltuielile IT ale utilizatorilor și de a favoriza dezvoltarea unui număr mare de noi servicii. Utilizând Cloud Computing-ul, chiar și cele mai mici întreprinderi se pot adresa unor piețe din ce în ce mai mari, iar administrațiile pot spori atractivitatea și eficiența serviciilor lor, ținând în același timp sub control cheltuielile.

În comparație cu World Wide Web ce pune informația la dispoziția tuturor, în orice loc din lume, Cloud Computing-ul pune puterea de calcul la dispoziția tuturor, în orice loc din lume. Ca și web-ul, Cloud Computing-ul reprezintă o tehnologie inovatoare care a apărut în urmă cu ceva timp și care continuă să se dezvolte. Diagrama conceptuală a Cloud Computing-ului este prezentată în Figura 96.

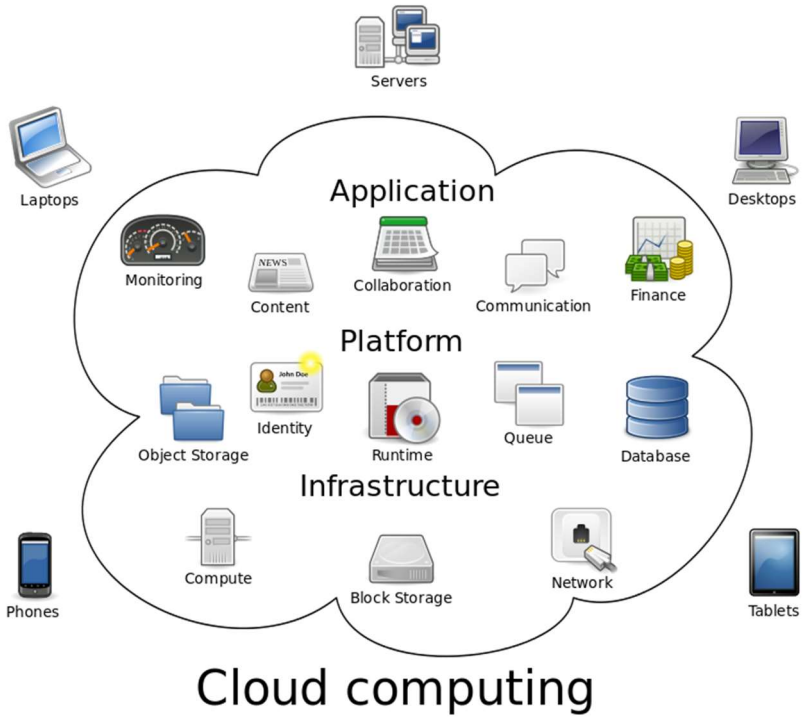


Figura 96. Diagrama conceptuală a Cloud Computing

Chiar dacă acest concept a fost explorat încă din anii 1960, nu s-au făcut progrese foarte mari până când nu au fost făcute investiții uriașe în infrastructura rețelelor din anii 1990. Consumul mare de lățime de bandă pe care îl generează traficul pe Internet în zilele noastre este ceea ce ajută ca această tehnologie să funcționeze, în timp ce rețelele anterioare erau mult mai

puțin dinamice din cauza vitezelor mici de încărcare și descărcare care erau disponibile în acele vremuri.

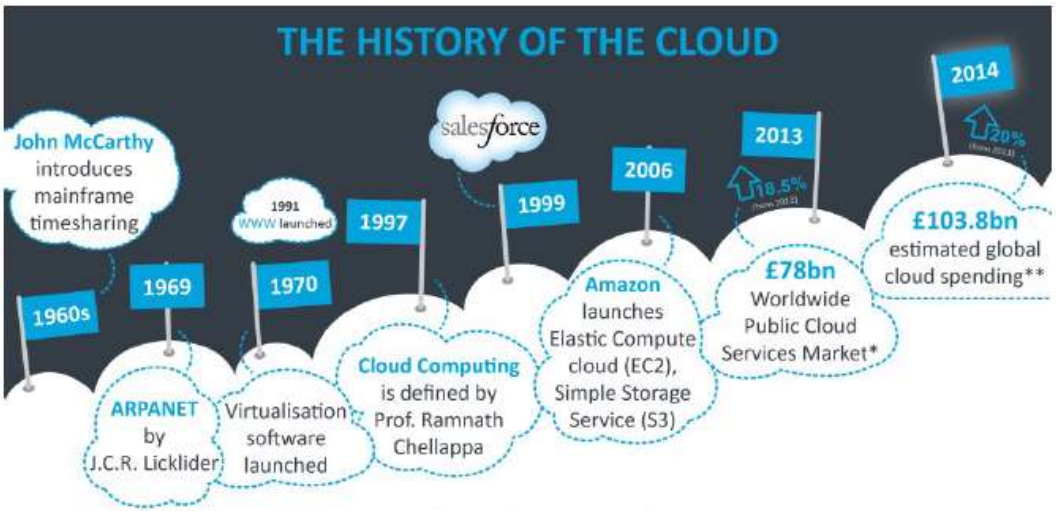


Figura 97. Evoluția Cloud Computing-ului în istorie

Economia globală a produs o schimbare majoră și s-a trecut de la conceptul de dezvoltare prin fabricare de echipamente hardware la o eră nouă în care prelucrarea informației este predominantă. Informația în sine va deveni o comoditate așa cum sunt lucrurile fabricate astăzi, iar o fermă de servere ar putea fi considerată ca echivalentul modern al unei fabrici. Această nouă „fabrică" este motorul din spatele creșterii puterii de prelucrare a datelor și posibilitatea de a reduce costurile, informația devenind produsul viitorului.

În ultima vreme tot mai multe companii renunță la a-și mai construi propriile infrastructuri IT, alegând ca alternativă să-și depoziteze bazele de date și aplicațiile software sau alte tipuri de informații utilizând servicii de tip Cloud, astfel având acces la informațiile stocate prin intermediul Internetului. Serviciile de tip Cloud au luat amploare datorită mobilității, disponibilității și a prețului scăzut, însă folosirea acestui tip de servicii aduce cu sine și o serie de amenințări de securitate la adresa datelor și informațiilor.

Una dintre amenințările cele mai mari provine chiar din natura conceptului și anume faptul că permite datelor să fie trimise și salvate aproape oriunde, în unele cazuri datele fiind stocate în locații diferite. Deși dispersia datelor îmbunătățește performanțele și reduce costurile, dezavantajul constă în faptul că datele pot ajunge în locații în care legile privind confidențialitatea sunt slabe sau, în unele cazuri, nici nu există.

Principalul beneficiu al conceptului din spatele tehnologiei Cloud Computing este acela că utilizatorul nu are nevoie de un computer extrem de performant pentru a prelucra de exemplu indexări ale unor baze de date foarte complexe, sarcini grele pe care o „fermă" de servere le poate executa. În schimb, utilizatorii se pot conecta cu ușurință în acest mediu, care poate fi numit un punct de contact cu rețele foarte mari. Din acest punct utilizatorii din întreaga lume pot profita de avantajele puterii enorme de procesare fără a investi un capital imens sau să aibă cunoștințe tehnice.

Un concept fundamental al modelului Cloud Computing este acela că prin acest model tehnologia informației este pusă la dispoziția utilizatorilor sub formă de servicii (așa cum, prin

analogie, tehnologia de comunicații este pusă la dispoziția utilizatorilor sub formă de servicii de telefonie/voce, servicii de date etc.), utilizate sub forma unor subscripții periodice (așa cum serviciile de telefonie sunt utilizate sub formă de abonament lunar).

Sfârșitul primului deceniu al secolului 21 a fost descris ca fiind un „punct de cotitură istorică" în dezvoltarea serviciilor de e-guvernare și „trecerea spre maturitate". Mediul IT folosit în prezent în administrația publică, este caracterizat de fragmentarea accesului la resurse, sisteme duplicat, slabă utilizare a resurselor disponibile, proceduri de achiziții complicate, în general un mediu greu de administrat și controlat, cu efect imediat asupra calității serviciilor prestate de administrația publică către cetățeni. Un factor important în dezvoltarea serviciilor de e-Guvernare îl reprezintă Cloud Computing-ul, cu potențial de a juca un rol major în a adresa aceste ineficiențe și de a îmbunătății modul livrării serviciilor de către administrația publică. Modelul de Cloud Computing poate în mod semnificativ ajuta administrația publică prin servicii de înaltă disponibilitate, servicii inovative, accesibile imediat trecând peste bariera disponibilității resurselor specifice unui mediu IT tradițional.

În sectorul privat, furnizorii de Cloud Computing și-au extins oferta de servicii specifice, acum acesta incluzând întreaga stivă de servicii specifică IT-ului tradițional: infrastructura software și hardware, platforma *middleware*, componente de aplicații și servicii, aplicații la cheie. Sectorul privat a identificat acest avantaj de a folosi și oferi servicii de tip Cloud Computing, pentru a îmbunătății modul de utilizare al resurselor, disponibilitatea, accesul și inovativitatea.

11.2 Modele Cloud

Se pot identifica patru modele principale de folosință: Privat, Public, Hibrid, Comunitar, și un model derivat, Instituțional (Figura 97).

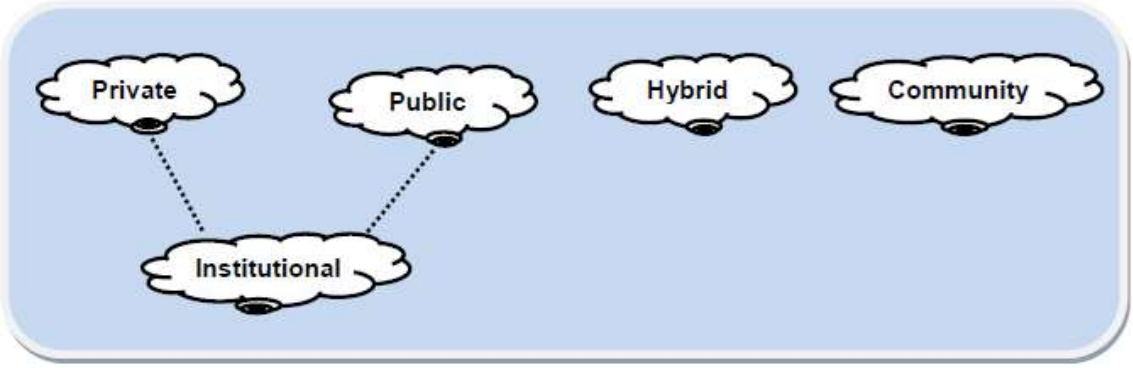


Figura 98. Modele Cloud

Modelele de Cloud folosite în organizații sunt în majoritatea cazurilor de tip Privat (Private) sau Hibrid (Hybrid), pe când furnizorii de servicii folosesc modelul de tip Public și Hibrid (Hybrid).

Cloud Privat (Private Cloud): Infrastructura IT este folosită de către o singură organizație formată din mai mulți consumatori și poate fi administrată de către organizația însăși sau externalizată către un terț. În *Private Cloud*, spre deosebire de un Centru de Date

tradițional, sunt optimizate resursele disponibile. Există multe organizații care au implementat propriul sistem de Cloud privat cum ar fi IBM, HP, Microsoft etc.

Cloud Public (Public Cloud): Infrastructura IT este disponibilă publicului sau unei părți a publicului în baza unor criterii, sau unui segment industrial sau zonă de interes. În cadrul acestui model infrastructura IT este deținută și administrată de către un furnizor de servicii (*service provider*) (organizație comercială, guvernamentală, academică sau mixtă). Serviciile pot fi accesate prin intermediul Internetului, iar protecția datelor este asigurată de furnizorul de servicii. Exemple de servicii de *Public Cloud*: Windows Azure Platform de la Microsoft, AWS de la Amazon, AppEngine și Gmail de la Google, etc.

Cloud Hibrid (Hybrid Cloud): Infrastructura IT este compusă din una sau mai multe componente Cloud de tip private sau publice care sunt considerate ca un întreg folosind aceeași tehnologie. Companiile pot rula aplicații în Cloud-ul public în timp ce datele și aplicațiile private sunt stocate în Cloud-ul privat.

Cloud Comunitar (Community Cloud): Infrastructura IT este partajată de către mai multe organizații pentru a asigura servicii unei anumite comunități, ce împărtășesc aceleași cerințe funcționale. În cadrul acestui model infrastructura IT este deținută și administrată de către una sau mai multe dintre organizațiile din comunitate, o terță parte sau o combinație a acestora și poate exista fizic în interiorul sau în afara organizației. Exemple: Google Apps for Government, Microsoft Government Community Cloud.

Cloud Instituțional (Institutional Cloud): Infrastructură cloud care este administrată de o organizație și folosită de mai mulți utilizatori. Administratorul, care este și furnizor de servicii folosește infrastructura și pentru activitățile proprii asigurând în același timp servicii de consultanță și mentenanță pentru clienți. Protecția comunicațiilor și a datelor este asigurată de administrator. Cloud-ul instituțional reprezintă o combinație între cloud-ul privat și cloud-ul public.

11.3 Servicii de tip Cloud Computing

În funcție de cerințele utilizatorilor, există mai multe soluții de implementare pentru Cloud Computing disponibile pe piață. Acestea sunt definite de NIST (National Institute of Standards and Technology) în trei categorii principale sau „modele de servicii” (Figura 98).

IaaS (*Infrastructure as a Service* – Infrastructură ca Serviciu): primul model care respectă caracteristicile Cloud Computing NIST (National Institute of Standards and Technology). În cadrul acestui model un furnizor (*service provider*) închiriază infrastructura IT, adică mașini virtuale aflate la distanță, care pot înlocui infrastructura IT din cadrul companiilor. IaaS include întreaga stivă de resurse de infrastructură oferind automatizări până la nivelul de virtualizare și oferind de asemenea facilități cum ar fi soluții de răcire, energie electrică etc. pentru platformele hardware găzduite. Furnizorul unor astfel de servicii este responsabil pentru gestionarea unor eventuale defecțiuni hardware.

Exemple de IaaS: Amazon Web Service (AWS), Google Compute Engine (GCE), Rackspace Open Cloud, IBM SmartCloud Enterprise, HP Enterprise Converged Infrastructure.

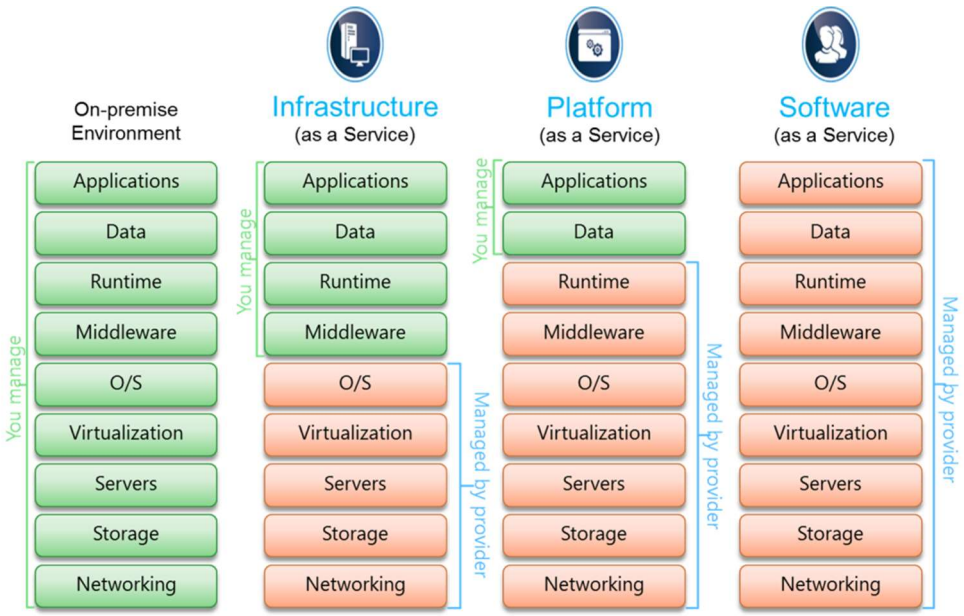


Figura 99. Modele de servicii în Cloud Computing

PaaS (*Platform as a Service* – Platformă ca Serviciu): furnizorul întreține și oferă componente pre-configurate inclusiv limbaje de programare, servere de aplicații și baze de date pentru dezvoltatorii de aplicații web. PaaS se află între IaaS și SaaS, acesta nefiind un produs finit care poate fi accesat direct de către utilizatorii finali, dar adaugă față de IaaS un nivel suplimentar de integrare cu *framework*-urile de dezvoltare de aplicații, capabilități de middleware și funcții, cum ar fi baze de date, stive de interogări.

Exemple de PaaS: Engine Yard, Red Hat OpenShift, Google App Engine, Heroku, AppFog, Windows Azure Cloud Services, Amazon Web Services AWS, Caspio.

SaaS (*Software as a Service* – Software ca Serviciu): cea mai comună formă de Cloud pentru utilizatorul obișnuit - furnizorul oferă aplicații la cerere - „*on-demand*" - utilizatorilor finali. Aceste aplicații, plătite de obicei pe bază de abonament, sunt găzduite și gestionate de către furnizorul de servicii și înlocuiesc aplicațiile tradiționale instalate de utilizatori pe echipamentele lor. Astfel de servicii sunt în mare măsură destinate aplicațiilor de birou bazate pe web cum ar fi poștă electronică, procesare de text, calcul tabelar, prezentări, calendare, agende etc.

Exemple de SaaS: Microsoft Office 365, Google Gmail, Google Docs, Zoho Office, Salesforce, Citrix GoToMeeting, Cisco WebEx.

Raportându-ne la cele trei modele de servicii (IaaS, PaaS, SaaS) prezentate anterior trebuie avut în vedere faptul că există compromisuri importante pentru fiecare, pe de o parte de caracteristici integrate, de complexitate și pe de altă parte de extensibilitate și de securitate. Compromisurile între cele trei modele de implementare Cloud includ:

- SaaS oferă cele mai integrate funcționalități, cu cea mai mică posibilitate de extensibilitate și un nivel relativ ridicat de securitate integrat (furnizorul poartă o parte importantă de responsabilitate pentru securitate);

- PaaS permite dezvoltatorilor să construiască propriile aplicații în zona superioară a platformei. Ca urmare, tinde să fie mai extensibil decât SaaS. Acest compromis se extinde la elementele de securitate, dar oferă tocmai datorită flexibilității posibilitatea integrării unui strat de securitate suplimentar;
- IaaS oferă cea mai multă extensibilitate. Acest lucru înseamnă că, în general, capacitățile de securitate și funcționalitățile nu trec dincolo de protejarea infrastructurii în sine. Acest model presupune că sistemele de operare, aplicațiile și conținutul vor fi gestionate și securizate de către consumatorul de astfel de servicii.

11.4 Caracteristici principale ale Cloud Computing-ului

Cel mai important element al Cloud Computing-ului este structura serverelor. Aceasta joacă un rol major deoarece este considerată creierul din spatele întregului mediu de procesare. În cazul Cloud Computing-ului, componentele fizice NU trebuie să aibă obligatoriu o performanță individuală extrem de mare. Mai degrabă beneficiul cheie al acestei tehnologii este posibilitatea ca o organizație să valorifice puterea de calcul a unor echipamente ieftine pe o scară mare, spre deosebire de cazul în care se folosesc un număr mai redus de servere de înaltă performanță.

Pentru o companie poate fi foarte util să beneficieze de capabilitățile de calcul pe care le oferă această tehnologie deoarece permite tuturor utilizatorilor să aibă acces la informații de oriunde ar fi și oricând ar avea nevoie, ceea ce poate ajuta la prevenirea pierderii datelor sau organizarea proastă a fișierelor digitale. De asemenea se permite ca o companie să aibă o structură împărțită în multe noduri localizate pe tot globul, organizare care devine din ce în ce mai populară deoarece companiile încearcă să se integreze la nivel global și să aibă mai multă flexibilitate în același timp.

Faptul că toate informațiile sunt găzduite într-un singur spațiu fizic permite administrarea mai eficientă a componentelor hardware și software de către un grup specializat care poate întreține mai ușor această arhitectură. Acest mod de administrare a tehnologiei hardware este exact beneficiul pe care companiile vor să îl aibă prin soluțiile de Cloud Computing deoarece este mult mai ieftin să desemneze pe altcineva care să gestioneze din punct de vedere tehnic această tehnologie, astfel încât personalul companiei să se poată concentra doar asupra afacerii.

Factorul principal la care se gândesc companiile este scalabilitatea sistemului și realizează că dacă altcineva se va ocupa doar de întreținerea acestor mari servere o va face mai rapid și mai eficient decât ar putea să o facă prin eforturi proprii. Dacă afacerea lor devine mai complexă, Cloud-ul va trebui să devină și el mai mare iar compania nu va trebui să aibă grija acestei probleme. Sunt multe probleme de care nu va mai trebui să se ocupe compania atunci când externalizează acest serviciu cum ar fi să pună la dispoziție un spațiu special amenajat pentru echipamentele de calcul, costurile asociate cu angajarea de tehnicieni sau achiziționarea periodică a unor componente hardware costisitoare pentru ca totul să decurgă fără probleme.

În Tabelul următor sunt prezentate caracteristicile utilizării modelului Cloud în comparație cu modelul tradițional.

Model Tradițional	Model „Cloud"
Fiecare entitate întreține propria infrastructura IT	Infrastructura este partajată și utilizată după necesități de mai multe entități
Sistemele sunt eterogene și complexe	Platforma este omogenizată, simplificată și controlată unitar
Gestiunea infrastructurii cade în sarcina responsabililor de procese	Infrastructura este virtualizată, optimizată și gestionată de un grup specializat
Nivel redus de suport disponibil din partea personalului autorizat	Nivel ridicat de suport în exploatare
Nivel de securitate redus și necesar pentru fiecare componentă a procesului	Securitate ridicată la nivelul întregului sistem
Utilizare intensivă a resurselor energetice pentru funcționarea unui număr ridicat de centre de date	Utilizare optimizată a resurselor energetice prin agregarea centrelor de date

Cloud Computing-ul prezintă o serie de caracteristici și avantaje:

- furnizorul de servicii de Cloud Computing are în gestiune sistemele și dispozitivele de stocare (hardware-ul) și nu utilizatorul, care interacționează cu acesta prin Internet;
- sistemele sunt virtualizate într-o rețea, iar utilizatorul nu cunoaște cu precizie locația exactă a datelor sau a proceselor, ci numai punctul de acces la infrastructură;
- utilizatorul poate modifica foarte ușor și rapid volumul hardware utilizat, ca de exemplu mărirea capacității de stocare;
- utilizatorul își poate accesa datele și utiliza programele atunci când are nevoie folosind un dispozitiv (calculator, laptop, tabletă, smartphone) conectat la Internet;
- sincronizarea datelor este simplificată pentru un utilizator care folosește mai multe dispozitive conectate la Cloud;
- furnizorul de servicii de Cloud poate migra anumite procese ale utilizatorilor pentru o mai bună optimizare a resurselor disponibile;
- utilizatorul plătește în funcție de cât a consumat, asemănător unui serviciu de utilitate publică (de exemplu serviciul de energie electrică), neavând costuri legate de configurarea și exploatarea sistemelor informatice.

Dezavantaje ale Cloud Computing-ului privesc câteva aspecte principale prezentate mai jos:

- Internet rapid și comunicații sigure - utilizatorul are nevoie de o legătură stabilă și rapidă la Internet;
- securitatea datelor – toate datele și înregistrările sunt la furnizor ceea ce poate duce la neîncrederea utilizatorului în păstrarea confidențialității și integrității acestora;

- atacurile nedorite – atacurile de tipul DDoS (Distributed Denial of Service) sunt mult mai frecvente în Cloud Computing;
- prelucrarea datelor cu caracter personal și libera circulație a acestor date (lipsa controlului utilizatorului asupra datelor respective și informații insuficiente cu privire la modalitatea, locul și entitatea de prelucrare/sub-prelucrare a datelor), utilizatorul nu știe în ce loc se găsesc datele sale, care pot fi în aceeași țară sau în străinătate;
- infrastructură concentrată – hardware, sofrware, date - în caz de incident major, utilizatorul poate pierde integral date și programe, dacă sistemul cloud-computing nu dispune de măsuri de siguranță specifice (data recovery, sisteme de back-up);
- cadru legal adecvat – cadrul legal de funcționare a sistemelor cloud nu este suficient de cuprinzător pentru a reglementa situații posibile, uneori nedorite.

11.5 Disponibilitate și fiabilitate

Disponibilitatea reprezintă aptitudinea unui sistem, subsistem, sau echipament de a se afla într-o stare specificată de operare, presupunând un mediu conform cu specificațiile de funcționare, indiferent de momentul de timp. Un sistem Cloud necesită o disponibilitate ridicată, de tipul "*Five Nines*", adică de 99.999% din timp.

Fiabilitatea este probabilitatea ca un sistem sau o componentă să-și îndeplinească funcțiile specificate sub anumite condiții pentru o anumită perioadă de timp.

Aceste proprietăți se pot asigura prin soluții de toleranță la defecte, de menținere a furnizării serviciilor în caz de defectare sau de securitate.

Toleranța la defecte este proprietatea sistemului de a continua să funcționeze corect chiar în prezența apariției unui defect în oricare dintre componentele acestuia. Patru aspecte sunt importante pentru asigurarea acesteia:

- Evitarea existenței unui punct unitar de defectare (*single point of failure*) ce reprezintă o parte a sistemului care, dacă cedează, conduce la oprirea completă a acestuia. Evaluarea locațiilor de apariție a defectelor poate arăta care sunt acele componente critice ale sistemului.
- Implementarea de soluții de detecție a defectelor (*fault detection*) și izolare a unei componente defecte cu ajutorul unui sistem de monitorizare ce realizează identificarea unui defect, specificarea tipului și locației acestuia.
- Prevenirea propagării deoarece unele defecte pot opri sistemul prin propagarea de la componenta defectă către alte componente, fiind necesare mecanisme pentru izolarea acesteia.
- Existența unor moduri de revenire în funcțiune.

Menținerea furnizării serviciilor în caz de defectare (*resilience*) reprezintă abilitatea de a furniza și menține un nivel acceptabil al serviciilor, chiar și în prezența defectelor sau întreruperii alimentării cu energie electrică. Aceasta este adesea realizată prin utilizarea

componentelor, subsistemelor sau sistemelor redundante, salvarea datelor *off-site* la intervale regulate. Atunci când un element eșuează sau suferă o întrerupere, elementul redundant prelucrează fără probleme și continuă să sprijine furnizarea serviciilor. În mod ideal, utilizatorii unui astfel de sistem nu știu niciodată că a apărut o perturbare.

Securitatea în Cloud reprezintă un sub-domeniu în continuă dezvoltare legat de securitatea calculatoarelor, a rețelelor de calculatoare, sau în general de securitatea informatică. Aspectele importante ale acesteia sunt protejarea datelor, gestiunea identităților pentru controlul accesului la informații și resurse computaționale, securitatea aplicațiilor și intimitatea.

Clustering. Load balancing. Parallel processing. Job scheduling. Virtualization.

11.6 Organizații de standardizare și reglementare

National Institute of Standards and Technology (NIST) (Institutul Național de Standarde și Tehnologie) – este o agenție federală fondată în 1901 și cunoscută între 1901-1988 ca National Bureau of Standards (NBS) (Biroul Național de Standarde), iar în prezent face parte din Departamentul de Comerț al SUA. Rolul NIST este de a susține economia și industria prin elaborarea de tehnologii și standarde și de a promova inovația și competitivitatea industrială prin avansarea științei, a standardelor și tehnologiilor astfel încât să sporească securitatea economică în folosul cetățeanului. În publicația specială „Special Publication 800-145" NIST definește Cloud Computing-ul atribuindu-i cinci caracteristici esențiale (*On-demand self-service, Broad network access, Resource pooling, Rapid elasticity, Measured service*), trei modele de servicii (*Software as a Service* (SaaS), *Platform as a Service* (PaaS), *Infrastructure as a Service* (IaaS)) și patru modele de implementare (*Private Cloud, Community Cloud, Public Cloud, Hybrid Cloud*).

Cloud Security Alliance (CSA) (Alianța de securitate Cloud) este o organizație non-profit cu misiunea de a promova utilizarea celor mai bune practici pentru asigurarea securității în Cloud Computing și de a oferi educație cu privire la utilizarea Cloud Computing-ului. Cloud Security Alliance este condusă de o coaliție largă de practicieni din industrie, corporații, asociații și alte părți interesate.

Information Systems Audit and Control Association (ISACA) este o asociație independentă non-profit, la nivel mondial angajată în dezvoltarea, adoptarea și utilizarea la nivel global a cunoștințelor și a practicilor pentru sistemele informatice de vârf. Misiunea ISACA este sprijinirea obiectivelor companiilor prin dezvoltarea, furnizarea și promovarea cercetării, a standardelor, competențelor și practicilor eficiente de guvernare, control și asigurare a sistemelor informaționale și tehnologiilor.

European Cloud Partnership (ECP) (Parteneriatul Cloud European) reunește industria și sectorul public pentru a stabili o piață unică digitală pentru Cloud Computing în Europa. Acesta a fost stabilit în cadrul Strategiei Europene de Cloud (European Cloud Strategy).

Capitolul 12. Rețele Vehiculare. Rețele Ad-Hoc

Introduction to Computer Networking pag 8
Communications and Networking An Introduction pag 197

Dicționar explicativ de termeni și abrevieri

AES	- Advanced Encryption Standard
AFH	- Adaptive Frequency-Hopping
AFHSS	- Adaptive Frequency Hopping Spread Spectrum
AP	- Access Point
ARP	- Address Resolution Protocol
AS	- Autonomous System
ASN-GW	- Access Service Network Gateway
BEC	- Backward Error Control
BGP	- Border Gateway Protocol
BNC	- Bayonet Neill–Concelman
BS	- Base Station
CD	- Compact Disk
CDMA	- Code Division Multiple Access
C-I-A	- Confidentiality - Integrity – Availability
CRC	- Cyclic Redundancy Check
CSMA/CD	- Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection
CSMA/CA	- Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
DHCP	- Dynamic Host Configuration Protocol
DMZ	- De-Militarized Zone
DNS	- Domain Name System
DSSS	- Direct-Sequence Spread Spectrum
EDGE	- Enhanced Data rates for GSM Evolution
EDR	- Enhanced Data Rate
EPC	- Electronic Product Code
ETSI	- European Telecommunications Standards Institute
eSCO	- Extended Synchronous Connections
ETSI	- European Telecommunications Standards Institute
FDD	- Frequency Division Duplex
FEC	- Forward Error Correction/Control
FTP	- File Transfer Protocol
GPRS	- General Packet Radio Services
GSM	- Global System for Mobile Communications
HSDPA	- High-Speed Downlink Packet Access
HSPA+	- Evolved High Speed Packet Access
HSUPA	- High-Speed Uplink Packet Access
HTTP	- HyperText Transmission Protocol
ICANN	- Internet Corporation for Assigned Names and Numbers
ICMP	- Internet Control Message Protocol

IDS - Intrusion Detection System
IEEE - Institute of Electrical and Electronics Engineers
IETF - Internet Engineering Task Force
IMAP - Interactive Mail Access Protocol
IMAP - Internet Message Access Protocol
IoT - Internet of Things
IoV - Internet of Vehicles
IP - Internet Protocol
IPsec - Internet Protocol Security
IPTV - Internet Protocol Television
ISM - Industrial, Scientific, and Medical
ISO - International Organization for Standardization
ISP - Internet Service Provider
LAN - Local Area Network
LED - Light Emitting Diode
LLC - Logical Link Control
LoS - Line of Sight
LQI - Link Quality Indicator
LTE - Long Term Evolution
M2M - Machine to Machine
MAC - Media Access Control
MAN - Metropolitan Area Network
MANET - Mobile Ad-hoc Network
MIMO - Multiple-Input Multiple-Output
MMS - Multi-Media Service
MS - Mobile Station
MSC - Mobile Switching Centre
MTU - Maximum Transfer Unit
NAT - Network Address Translation
NSAP - Network Service Access Point
OFDM - Orthogonal Frequency-Division Multiplexing
OSI - Open Systems Interconnection
OSPF - Open Shortest Path First
PAN - Personal Area Network
PCM - Pulse-Code Modulation
PDU - Protocol Data Unit
PN - Pseudo Noise
PRR - Packet Reception Rate
Q0S - Quality of Service
RIP - Routing Information Protocol

RFID	- Radio-Frequency Identification
RSSI	- Received Signal Strength Indicator
SAP	- Service Access Point
SIG	- Bluetooth Special Interest Group
SMS	- Short Message Service
SMTP	- Simple Mail Transfer Protocol
SNMP	- Simple Network Management Protocol
SNR	- Signal to Noise Ratio
SS	- Stationary Station
SSP	- Secure Simple Pairing
TCP/IP	- Transmission Control Protocol/Internet Protocol
TDD	- Time Division Duplex
TLS	- Transport Layer Security
TSAP	- Transport Service Access Point
UDP	- User Datagram Protocol
UMTS	- Universal Mobile Telecommunications System
URL	- Uniform Resource Locators
V2I	- Vehicle to Infrastructure
V2V	- Vehicle to Vehicle
VANET	- Vehicular Ad-hoc Network
VPN	- Virtual Private Network
WAN	- Wide Area Network
WAVE	- Wireless Access for Vehicular Environments
WCDMA	- Wideband Code Division Multiple Access
WLAN	- Wireless Local Area Network
WiMAX	- Worldwide Interoperability for Microwave Access
WSN	- Wireless Sensor Networks

Bibliografie

[1] John Cowley, *Communications and Networking. An Introduction*, Ediția a 2-a, Editura Springer, 2012.

[2] James F. Kurose și Keith W. Ross, *Computer Networking. A top-down approach*, Ediția a 6-a, Editura Pearson, 2012.

[3] Peter Brown, *20 Billion Connected Internet of Things Devices in 2017, IHS Markit Says*, http://electronics360.globalspec.com, 25 ianuarie 2017

[4] Michael Yardney, *How many devices are connected to the Internet? [Infographic],* https://propertyupdate.com.au, 29 septembrie 2016.

[5] Tony Danova, *Morgan Stanley: 75 Billion Devices Will Be Connected To The Internet Of Things By 2020*, http://www.businessinsider.com, 2 octombrie 2013.

[6] Andrew S. Tanenbaum, David J. Wetherall, *Computer Networks*, Ediția a 5-a, Editura Prentice Hall, 2011.

[7] Narasimha Karumanchi, Damodaram A., Sreenivasa Rao M., *Elements of Computer Networking: An Integrated Approach - Concepts, Problems and Interview Questions*, Editura CareerMonk Publications, 2017.

[8] Tony Irujo, *OM4 - The Next Generation of Multimode Fiber*, Furukawa Electric North America, 2011.

[9] LanPro, *How to select the proper type of Optical Fiber*, White Paper, M7200010_TT_ENB01W.

[10] Mahmoud Shuker Mahmoud, Auday A. H. Mohamad, *A study of efficient power consumption wireless communication techniques/modules for Internet of Things (IoT) applications*, Advances in Internet of Things, Vol. 6, Nr.2, pag. 19-29, 2016.

[11] William Stallings, *Wireless communications and networks. Second edition*, Editura Pearson Prentice Hall, 2005.

[12] Andrew S. Tanenbaum, David J. Wetherall, *Computer Networks, 5th Edition*, Editura Pearson, 2011.

[13] Internet Engineering Task Force (IETF), RFC 768 – User Datagram Protocol, https://tools.ietf.org/html/rfc768, 28 August 1980.

[14] Internet Engineering Task Force (IETF), RFC 793 – Transmission Control Protocol, https://tools.ietf.org/html/rfc793, Septembrie 1981.

[15] https://dexonline.ro/definitie/securitate

[16] Sagar Ajay Rahalkar, *Certified Ethical Hacker (CEH) Foundation Guide*, Ed. Apress, 2016.

[17] Joseph Migga Kizza, *Guide to computer network security. Fourth Edition*, Ed. Springer, 2017.

[18] Anna Förster, *Introduction to Wireless Sensor Networks*, Ed. Wiley-IEEE Press, 2016.

[19] A. Woo, T. Tong, and D. Culler. *Taming the underlying challenges of reliable multihop routing in sensor networks*. Proceedings of the 1st international conference on Embedded networked sensor systems (SenSys), pag. 14–27, Los Angeles, CA, USA, 2003.

[20] Doina Banciu, Neculai Andrei, Mihail Dumitrache, Ionuț Eugen Sandu. *Cloud Computing. Curs Partea 1.* Institutul Național de Cercetare-Dezvoltare în Informatică ICI București.

Rețele de calculatoare

C. Rețele de calculatoare

Noțiuni prezentate în acest capitol:
- rețele de calculatoare, topologie, arhitectură
- echipamente de rețea: *hub*, *switch*, cabluri
- desfăşurarea fluxului de date, protocolul TCP-IP
- administrarea rețelelor, politici de lucru în rețea

Scopul acestui capitol:
- introducere în terminologia specifică domeniului
- introducere în alcătuirea şi funcționarea rețelelor

1. Rețele locale

O rețea este un grup de calculatoare şi alte echipamente, conectate între ele prin cabluri, astfel încât fiecare echipament poate interacționa cu oricare altul.

Calculatoarele se conectează între ele în rețele pentru a putea folosi în comun resurse din cele mai diferite (fişiere, periferice etc.). *Server*-ul este calculatorul central, ale cărui resurse sunt folosite în comun de utilizatorii rețelei. Clientul este calculatorul care se conectează la *server* şi foloseşte resursele acestuia.

După dimensiuni şi aşezare, rețelele se împart în:
- rețele locale (*Local Area Network*, LAN), sunt rețele ale căror componente se găsesc aproape unele față de altele, de exemplu în aceeaşi sală, în săli vecine sau clădiri alăturate
- rețele mari (*Wide Area Network*, WAN), sunt rețele ale căror componente se află la distanță mare unele față de altele, de exemplu în localități diferite.

Caracteristicile rețelelor:
- topologia, descrie modul de organizare şi interconectare a componentelor şi echipamentelor de comunicație din cadrul rețelei,
- arhitectura, descrie categoriile de echipamente şi protocoale de comunicații utilizate în cadrul rețelei.

1.1 Topologia rețelelor

În funcție de tipul componentelor şi cablurilor utilizate şi de dispunerea calculatoarelor, rețelele pot fi:
- de tip magistrală sau *bus* (Figura C.1),
- de tip stea (Figura C.2),
- plasă, inel (*ring*), mixte.

Topologia LAN de tip stea are următoarele caracteristici:
- fiecare echipament de rețea dispune de un mediu de acces propriu, realizat prin intermediul unui traseu de cablu UTP,
- pentru gestionarea accesului este prevăzut un concentrator LAN (*hub* sau *switch*) care să centralizeze toate conexiunile UTP ale echipamentelor din rețea.

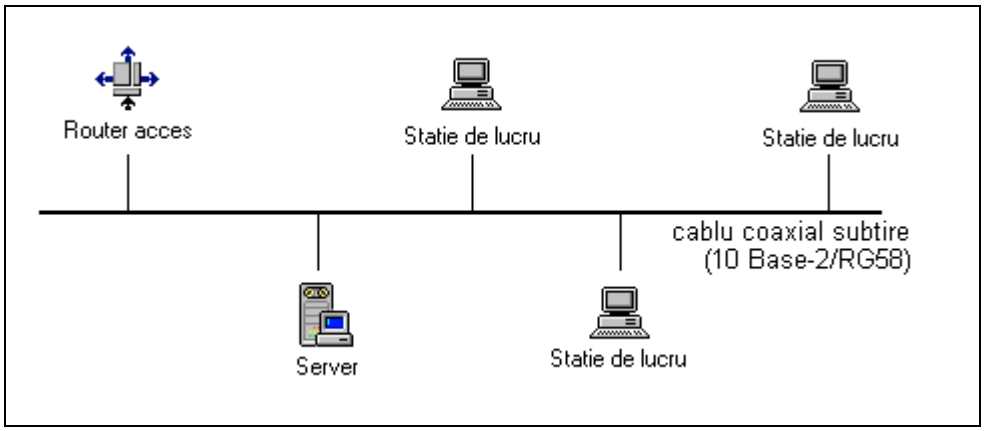


Figura C.1.

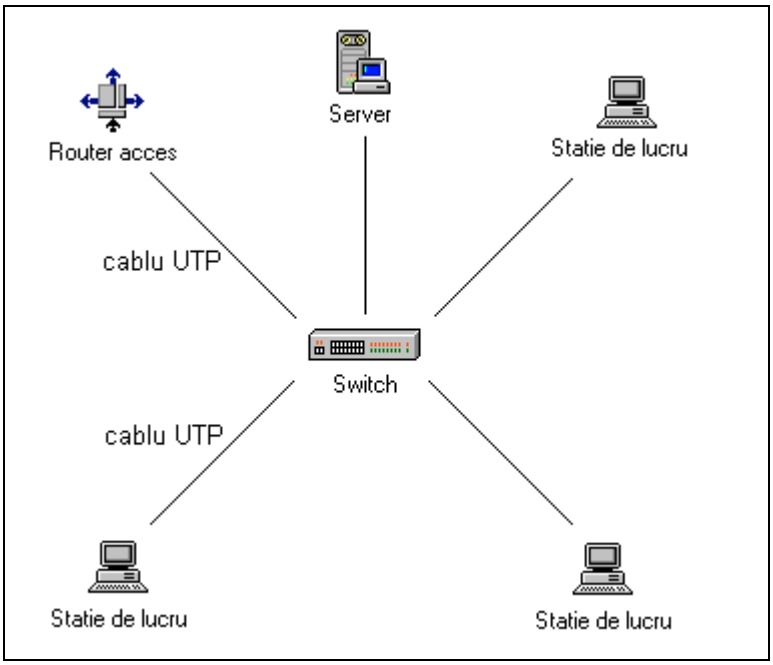


Figura C.2.

1.2 Arhitectura rețelelor

Indiferent de topologia utilizată, arhitectura standard a unei rețele *Ethernet* este următoarea:

- Server-e,
- stații de lucru (clienți),
- echipamente de comunicație LAN (*hub*/*switch*) sau WAN (*router*)

Server-ul este un calculator din rețea care gestionează resursele rețelei (de exemplu, stochează date pentru orice utilizator din rețea, gestionează imprimantele din rețea, gestionează traficul etc.), respectiv are instalate aplicații pe care membrii rețelei le pot utiliza.

Clientul este un calculator care este legat la un *server* în scopul efectuării unor operații şi depinde de acesta cu utilizarea de fişiere şi programe, pentru acces la *Internet*, pentru lansare de aplicații de calcul mari consumatoare de resurse etc.

Ethernet este o arhitectură de rețea locală dezvoltată de firma Xerox în 1976, în colaborare cu DEC şi Intel. Utilizează o topologie de tip magistrală sau stea şi suportă rate de transfer de până la 10Mbps. O versiune mai nouă de *Ethernet*, *100Base-T* sau *Fast Ethernet* (*Ethernet* rapid) transferă date cu până la 100Mbps. Acest tip de rețele utilizează cabluri cu perechi răsucite. Fiecare placă de rețea se conectează printr-un cablu (*patch cord*) la echipamentul central (*hub*, *switch*), rezultând astfel o topologie tip stea. Lungimea cablului care conectează plăcile de rețea la *hub* sau *switch* nu trebuie să fie mai mare de 100m. În rețelele tip stea, dacă se defectează cablul care conectează un calculator sau se opreşte un calculator, este afectat numai calculatorul respectiv, nu şi restul rețelei.

Când se doreşte conectarea sau deconectarea fizică a unui calculator din rețea, se închid toate programele active ale utilizatorului, se închide sistemul de operare, se scoate calculatorul din priza de alimentare electrică, se scoate sau se introduce cablul de rețea, se conectează calculatorul din nou la priza de alimentare şi se porneşte prin apăsarea butonului *Power*.

1.3 Echipamente de comunicație

1.3.1 Hub-ul

Hub-ul este un dispozitiv de rețea cu mai multe porturi (intrări) necesar pentru interconectarea prin cabluri UTP a calculatoarelor dintr-o rețea (*host*-uri). *Hub*-ul amplifică semnalul primit de la un *host* şi îl distribuie către toate celelalte calculatoare. Într-o rețea existentă pot fi adăugate

noi *host*-uri prin conectarea fizică a acestora cu cabluri UTP la *hub*-ul existent. Există *hub*-uri cu 4, 8, 16 sau 24 de intrări. *Hub*-urile pot fi montate în cascadă pentru a obține extinderea unei rețele existente.

1.3.2 Switch-ul

Switch-ul este un dispozitiv de rețea cu mai multe porturi care filtrează şi expediază pachete de date între segmentele rețelei. Operează pe nivelele 2 şi uneori 3 ale modelului de referință OSI, care va fi tratat într-un subcapitol următor, şi suportă orice protocol de transfer de date (protocol de comunicare, codul de adresare şi împachetare de date care constituie „limbajul comun" al calculatoarelor din rețea).

Principiul de funcționare a *switch*-ului are la bază mecanismul *store-and-forward*. Pentru aceasta, fiecare *switch* întreține o tabelă de redirecționare compusă din adrese MAC şi numere de porturi (căi de acces). Pentru un anumit port, care defineşte un domeniu de coliziune distinct, *switch*-ul memorează adresele MAC ale stațiilor din domeniul respectiv (conectate la acel port). Termenul de valabilitate al intrărilor din această tabelă este dat de un parametru numit *age* (vârsta), care stabileşte cât timp sunt reținute în *buffer*-e (zone tampon de stocare intermediară de date) adresele MAC ale stațiilor care nu generează şi nu primesc trafic. Prin urmare, valoarea acestui parametru poate influența performanțele unei rețele: dacă are valori prea mici, stațiile care generează puțin trafic vor fi mai greu de găsit în rețea de către alte echipamente, iar dacă valoarea parametrului este prea mare, există riscul ocupării *buffer*-elor şi al blocării echipamentului. După recepția de date este analizată adresa MAC de destinație şi este căutată în tabela de redirecționare. Prin acest mecanism *switch*-ul identifică interfața prin care este disponibilă stația de destinație şi direcționează datele printr-un canal de comunicație virtual, complet separat de traficul generat de celelalte interfețe. Astfel se reduce numărul coliziunilor, ceea ce conduce la creşterea benzii de transfer si la optimizarea modului de utilizare a canalului de comunicație

1.3.3 Router-ul

În Internet, *router*-ul este un dispozitiv, sau în unele cazuri un software instalat pe un calculator, care determină care este următorul punct din rețea către care se expediază un pachet de date în drum spre destinația sa finală. *Router*-ul este conectat la cel puțin două rețele (în punctul în care o rețea comunica cu cealaltă, adică în *gateway*). Decizia asupra direcției în care se trimite fiecare pachet de date se bazează pe determinarea stării rețelelor la care este conectat. *Router*-ul poate fi şi o parte a *switch*-ului.

Router-ul creează şi/sau stochează un tabel al rutelor disponibile, cu informații despre starea lor, şi îl utilizează împreună cu algoritmii de determinare a distanței şi costurilor pentru a selecta cea mai bună cale de urmat pentru pachetul dat. De obicei, un pachet parcurge un număr de puncte de rețea cu *router*-e înainte de a ajunge la destinație. Rutarea este o operație asociată cu nivelul 3 din standardul OSI (*Open Systems Interconnection*), nivelul rețea.

Pentru a determina calea optimă între două rețele, *router*-ul foloseşte două metode:

- Rutarea statică, constând dintr-o tabelă de adrese pentru a determina locația în care să direcționeze datele
- Rutarea dinamică, constând dintr-un protocol specializat (RIP, OSPF, IGRP, BGP)

Router-ul nu identifică tipul şi conținutul datelor transmise.

IP specifică formatul pachetelor de date şi schemele de adresare. Majoritatea rețelelor combină IP cu un protocol de nivel mai înalt, TCP (*Transmission Control Protocol*), care stabileşte conexiunea virtuală între sursă şi destinație. IP-ul singur funcționează ca sistemul poştal. Permite adresarea unui pachet de date şi lansarea sa în Internet fără o legătură directă cu destinația. TCP/IP stabileşte conexiunea între sursă şi destinație, astfel încât pe linia respectivă de poate face schimb de mesaje continuu pe perioade de timp determinate.

1.4 Cabluri şi conectori

Pentru rețele locale se realizează cablarea structurată de tip UTP/STP. Conceptul de cablare structurată a fost dezvoltat ca urmare a necesității uniformizării celor două tipuri de cablaje

existente: cablajul de voce (telefonie) şi cel de date. Până la elaborarea standardelor de cablare structurată, partea de telefonie a unei clădiri era realizată pe cabluri răsucite (topologie stea), în timp ce pentru rețeaua de date s-a utilizat cablul coaxial (topologie de tip magistrală).

Cablurile torsadate (*Twisted Pair, TP*) pot fi de mai multe tipuri (Figura C.3):

- UTP (*Unshielded Twisted Pair*), ieftine, subțiri, flexibile, ne-ecranate (fără înveliş izolator), cu patru perechi de fire răsucite din cupru. Dintre aceste perechi, două (verde şi portocaliu) sunt folosite pentru transmisa de date, o pereche (albastră) pentru transmisia de voce (telefonie), cealaltă pereche (maro) putând fi utilizată pentru alte aplicații (alarme, monitorizare clădire etc.). Transmisia date/voce nu se poate realiza simultan pe acelaşi tronson de cablu UTP. Pentru rețele mici (cu distanțe scurte între componente) acest tip de cablu este suficient. Structura ne-ecranată a UTP creşte riscul de interferență cu radiațiile electromagnetice parazite. Pentru creşterea imunității la zgomote se mai utilizează o variantă de cablu denumită ScTP (*Screened Twisted-Pair*), identică cu UTP dar la care toate cele patru perechi de fire de cupru sunt ecranate cu o folie metalică.
- STP (*Shielded Twisted Pair*), cablu torsadat ecranat, prevăzut cu patru sau două (varianta STP-A) perechi de fire de cupru, fiecare pereche fiind ecranată cu o folie metalică în vederea reducerii zgomotelor parazite care pot afecta semnalul util (perturbații electrice, diafonie).

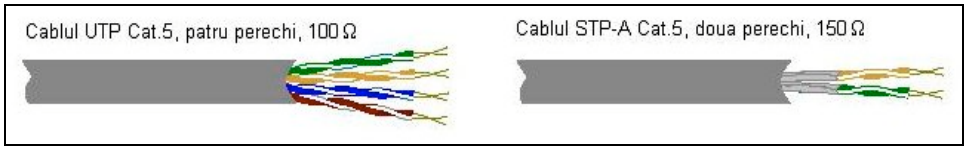


Figura C.3.

Conectorul RJ45 (*Registered Jack 45*) este un conector cu 8 fire, folosit în rețele locale, în special de tip *Ethernet*. Arată la fel ca RJ11 folosit în telefonie, doar că este puțin mai lat. În Figura C.4 sunt prezentate priza şi mufa conectorului RJ45.

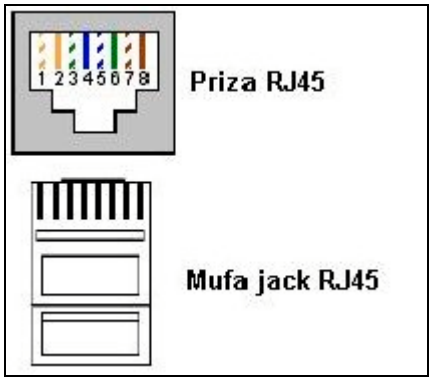


Figura C.4.

1.5 Conectarea la Internet

Pentru conectarea rețelei locale la *Internet* se utilizează un *router* şi un *modem* (descris în secțiunea A, capitolul 2.9). *Router*-ul face legătura între rețele, iar *modem*-ul transformă semnalul digital în semnal analogic (la transmisie) şi invers (la recepție) (Figura C.5).

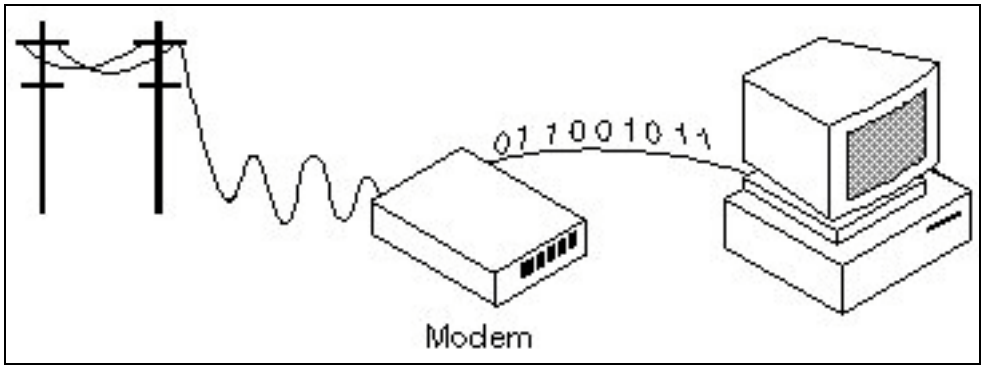


Figura C.5.

Funcția de *router* poate fi îndeplinită de echipamente *hardware* specializate sau de calculatoare pe care rulează un *software* specializat. Modemul se conectează cu un cablu serial la *router* şi cu un cablu telefonic la o linie telefonică obişnuită. *Modem*-ul folosit este unul pentru *dial-up*. Accesul *dial-up* funcționează ca o legătură telefonică obişnuită, doar că în loc să facă legătura între persoane, leagă calculatoare. Calitatea conexiunii nu este întotdeauna bună, iar viteza de transfer a datelor este limitată de performanțele legăturii telefonice. Rata normală de transfer este de 56KBps. Tehnologii mai noi (gen *Integrated Services Digital Network, ISDN*, care transmite date pe linii telefonice cu legături dedicate) asigură rate de transfer mai mari (64/128 KBps).

Legătura la *Internet* se face prin intermediul unui furnizor de servicii de *Internet* (*Internet Service Provider, ISP*). Acest furnizor va comunica modalitatea prin care se va face conectarea rețelei locale la *Internet*, va furniza adresele IP, măştile, adresele DNS (*Domain Name System*), adresele de *server* proxy etc.

DNS este prescurtarea de la *Domain Name System* sau *Domain Name Service*, un serviciu *Internet* care transformă numele de domenii în adrese IP. Numele de domenii sunt şiruri de litere şi cifre care sunt mai uşor de memorat decât adresele IP. De exemplu, domeniul *microsoft.com* are adresa IP 207.46.249.27, care se poate afla introducând comanda *ping www.microsoft.com* într-o fereastră DOS, care se deschide în *Windows* selectând *Start/All_Programs/Accessories/Command Prompt*.

Domeniul de *Internet* este un grup de calculatoare dintr-o rețea care sunt administrate printr-un set de reguli şi proceduri comune. În *Internet*, domeniile sunt definite prin nume, care au asociate adrese IP.

1.6 Adrese IP

Protocolul este un format prestabilit de transmitere a datelor între două componente de rețea. Prin protocol se definesc următoarele: tipul de detectare de erori, metoda de comprimare a datelor (dacă este cazul), felul în care expeditorul semnalează sfârşitul transmisiei, felul în care destinatarul semnalează primirea unui mesaj, modul de transmitere (sincron, asincron), rata de transfer de date etc.

TCP/IP (*Transmission Control Protocol/Internet Protocol*) este o suită de protocoale de comunicare utilizată pentru conectarea sistemelor locale (*host*-uri).

Interfața de conectare la o rețea este reprezentată fizic (*hardware*) de placa de rețea, iar din punct de vedere *software*, de „entitatea” care va primi o adresă IP. Această adresă este atribuită unei interfețe de rețea şi nu unui calculator. Un calculator cu două plăci de rețea va avea două interfețe, fiecare cu adresă IP proprie, distinctă.

În rețeaua locală adresele IP trebuie să fie unice. Pentru a minimiza posibilitatea existenței de adrese duplicate în rețea se poate instala un *server* DHCP (*Dynamic Host Configuration Protocol*) care va asigna automat o adresă oricărei stații care se va conecta în rețea.

Forma unei adrese IP: din punct de vedere al utilizatorului adresa IP este o secvență formată din patru octeți separați de caracterul „.” (punct), fiecare octet putând lua valori între 0 şi 255. Pentru echipamentul de rețea, adresa respectivă apare ca o succesiune continuă de 32 de biți, fiecare grup de opt fiind reprezentarea binară a unui octet din formatul vizibil pentru utilizator.

Exemplu:

10010110	11010111	00010001	00001001
150	215	017	009

Adresa IP este alcătuită din două componente cu format variabil:

- componenta de rețea. În funcție de numărul de biți rezervați acestei componente, spațiul de adrese se împarte în următoarele clase:
    - clasa A: primii 8 biți reprezintă adresa de rețea 10.0.0.0 până la 127.255.255.255.

- clasa B: primii 16 biți reprezintă adresa de rețea 128.0.0.0 până la 191.255.255.255.
- clasa C : primii 24 de biți reprezintă adresa de rețea 192.0.0.0 până la 233.255.255.255. În cadrul clasei C există două subclase cu destinații speciale: D (adrese *multicast*, pentru rețele multimedia (voce, video), 224.0.0.0 până la 239.255.255.255), E (clasă pentru dezvoltări ulterioare, 240.0.0.0 până la 247.255.255.255.

- componenta de *host*: biții rămaşi după ocuparea adresei cu componenta de rețea identifică echipamentele din cadrul unei rețele. Numărul de biți ai componentei de *host* determină numărul maxim de echipamente din rețeaua definită prin prima componentă:
  - în clasa A: 256 de rețele, 16.777.216 echipamente adresabil în fiecare rețea,
  - în clasa B: 65.536 de rețele, 65.536 echipamente adresabile în fiecare rețea,
  - în clasa C: 16.777.216 de rețele, 256 echipamente adresabile în fiecare rețea.

De exemplu, pentru adresa IP 150.215.017.009, dacă se presupune că este o adresă de clasă B, 150.215 reprezintă adresa de rețea de clasă B, iar 017.009 identifică un *host* în acea rețea.

Adresele utilizate pot fi publice sau private. Pentru rețelele de instituții se recomandă utilizarea adreselor private (ne-rutate). Se pot utiliza şi adrese reale publice dintr-o clasă oarecare, cu condiția ca rețeaua sa nu fie conectată la *Internet*. Gama pentru adrese private este:

- adrese de rețea de la 10.0.0.0 până la 10.255.255.255, mască 255.0.0.0
- adrese de rețea de la 172.16.0.0 până la 172.31.255.255, mască 255.255.0.0
- adrese de rețea de la 192.168.0.0 până la 192.168.255.255, mască 255.255.255.0

Observații:

- primul bloc este un singur număr de rețea de clasă A,
- al doilea bloc este un set de 16 numere de rețea de clasă B (adrese contigue),
- al treilea bloc este un set de 255 de numere de rețea de clasă C (adrese contigue).

Masca este un filtru care determină cărei subrețele (*subnet*) îi aparține o adresă IP. Sistemul de subrețele îi permite administratorului de rețea să gestioneze mai uşor adresele alocate. De exemplu, pentru adresa IP „10010110.11010111.00010001.00001001” (scrisă în sistem binar), componenta de rețea de clasă B este „10010110.11010111” şi adresa de *host* este „00010001.00001001” Primii patru biți ai adresei de *host* vor identifica eventualele subrețele.

Masca este formată din adresa de rețea plus biții de identificare a subrețelei. Prin convenție, biții de rețea sunt de valoare 1. În exemplul de mai sus, masca va fi de forma „11111111.11111111.11110000.00000000”. Subrețeaua din exemplu este astfel uşor de identificat. Adresa ei este „10010110.11010111.00010000.00000000”.

Pentru o identificare mai uşoară, exemplul de mai sus poate fi prezentat în format tabelar:

Masca de subrețea	255.255.240.000	11111111.11111111.11110000.00000000
Adresa IP	150.215.017.009	10010110.11010111.00010001.00001001
Adresa subrețelei	150.215.016.000	10010110.11010111.00010000.00000000

2. Modelul de rețea OSI

Modelul de referință OSI-RM (*Open Systems Interconnection-Reference Model*) este un standard ISO (*International Standards Organization*) care defineşte un set de reguli universal valabile pentru proiectarea protocoalelor de comunicațiilor, în scopul înlesnirii interconectării dispozitivelor *hardware* si *software* indiferent de producător.

Prin intermediul acestui model (Figura C.6), suita de operații necesare pentru desfăşurarea unui flux de date între clienții din rețea este organizată ierarhic pe şapte niveluri:

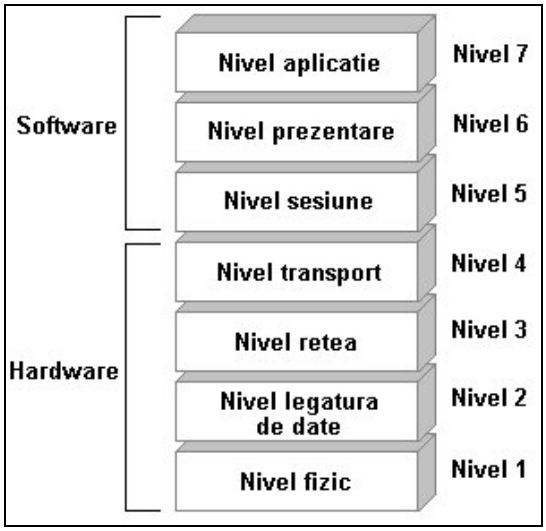


Figura C.6.

- nivelul fizic: stabileşte proprietățile cablurilor şi conectorilor, defineşte protocoalele necesare pentru transmisia datelor pe o linie de comunicație,
- nivelul legăturii de date: defineşte modalitățile de acces la mediul de transmisiune partajat de mai multe echipamente, stabileşte modul de transfer al datelor între nivelurile superioare şi conectorii fizici,
- nivelul rețea: permite identificarea nodurilor de destinație prin prelucrarea informațiilor rezultate din adresele de rețea şi tabelele de direcționare ale *router*-elor,
- nivel de transport: defineşte metodele prin care se asigură integritatea datelor către nodul de destinație,
- nivelul sesiune: sincronizează comunicația între două calculatoare, controlează când un utilizator poate transmite sau recepționa date,
- nivelul prezentare: efectuează translația datelor între formatul utilizat de aplicație şi formatul informației transferate prin rețea,
- nivelul aplicație: asigură interfața *software* pentru utilizatori.

Primele patru niveluri sunt caracteristice echipamentelor de comunicații cu funcții specializate implementate pe o platformă *hardware*. Următoarele trei niveluri sunt oferite de orice aplicație (*software*) de rețea existentă pe *server*-e, calculatoare sau echipamente de comunicație specializate. Modul de reprezentare a stivei OSI în cadrul unei rețele cu un *server*, un client si un echipament de comunicație este ilustrat în Figura C.7.

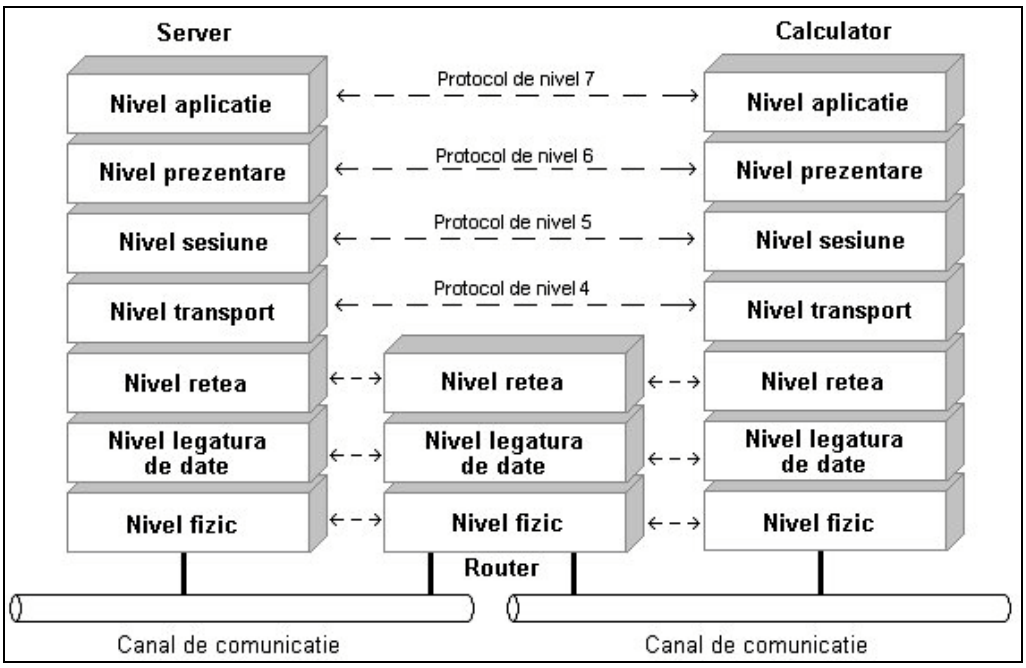


Figura C.7.

2.1 Nivelul fizic

În cadrul nivelului fizic se definesc următoarele funcții:

- tipul de transmitere şi recepționare a şirurilor de biți pe un canal de comunicații:
    - transmisia asincronă: semnalul de ceas al receptorului se sincronizează pe semnalul de start transmis de emițător. Din această cauză, canalul de comunicație nu este utilizat eficient şi nu se pot obține rate de transfer mari, de maxim 115 KBps. Este frecvent utilizată pentru conectarea a două echipamente de rețea prin intermediul cablurilor seriale sau a *modem*-urilor analogice.
    - transmisia sincronă: şirurile de biți se succed fără întrerupere, fiecare echipament având nevoie de un semnal de sincronizare propriu. De aceea, receptorul este mai complicat, însă se asigură o utilizare eficientă a canalului de comunicație şi se pot obține viteze mari de transfer (2 MBps).
- se definesc topologiile de rețea.
- în funcție de topologie, se stabileşte tipul rețelei:
    - rețea *broadcast* (topologii magistrală, stea, inel): la acelaşi mediu de transmisiune sunt ataşate mai multe echipamente de rețea, iar un pachet de date transmis de o stație este recepționat de toate celelalte (de exemplu, *Ethernet/Fast Ethernet*, *Token Ring*)
    - rețele punct-la-punct (topologii stea, plasă): la o conexiune fizică sunt ataşate numai două echipamente. Într-o rețea cu mai mult de două noduri, un pachet de date trebuie să tranziteze mai multe noduri intermediare pentru a ajunge la destinație.
- se definesc tipurile de medii de transmisiune : cablu coaxial, cablu UTP, fibră optică, linii închiriate de cupru etc.
- se stabileşte modul de transmisie: simplex (un singur echipament poate transmite, iar corespondentul doar recepționează), half-duplex (ambele echipamente pot să transmită şi să recepționeze semnale, dar nu în acelaşi timp), full-duplex (ambele echipamente pot să transmită şi să recepționeze semnale în acelaşi timp).
- se definesc standardele mecanice şi electrice ale interfețelor, seriale (RS-232, V.35, G.703) şi LAN (BNC, AUI, RJ45).
- este realizată codificarea şi decodificarea şirurilor de biți (repetoare, media-convertoare etc.).
- este realizată modularea şi demodularea semnalelor purtătoare (modem-uri).
- unitatea de date utilizată la nivel fizic este bitul.

2.2 Nivelul legăturii de date

Realizează transferul datelor între sisteme adiacente (care partajează acelaşi mediu de acces). Este alcătuit din două sub-niveluri:

- controlul accesului la mediu (MAC - *Medium Access Control*): defineşte echipamentul care poate avea acces la rețea atunci când mai multe stații încearcă să transmită simultan:
    - asigură controlul fluxului de date (*flow-control*) prin stabilirea momentelor de transmisie sau aşteptare,
    - efectuează controlul accesului la mediul fizic,
    - în cadrul rețelelor de tip *broadcast*, prin intermediul legăturii de date se realizează identificarea unui nod destinație, prin utilizarea adreselor MAC.
- controlul legăturii logice (LLC - *Logical Link Control*): defineşte modul de transfer al datelor către nivelul fizic şi furnizează serviciul de transport către nivelul rețea:
    - introduce în fluxul de biți furnizat nivelului fizic delimitatorii necesari pentru separarea cadrelor. La recepție, nivelul legăturii de date recunoaşte aceşti delimitatori şi reconstituie cadrele. Scopul acestei încadrări este determinat de necesitatea gestionării fluxului continuu de biți preluați de la nivelul fizic.
    - controlul erorilor, realizat în două moduri: FEC (*Forward Error Correction*, foloseşte biții de control pentru detectarea şi corectarea erorilor), ARQ (*Automatic Retransmition Query*, utilizat numai pentru detectare, nu şi pentru corectarea erorilor, ca mijloc de alertare a sursei că informația nu a fost recepționată corect).

Unitatea de date este *cadrul*, format din şiruri de *bytes* (1 byte = 8 biți).

La nivelul legăturii de date sunt definite protocoalele de interconectare a rețelelor LAN, în funcție de tipul transmisiei utilizate la nivel fizic:

- protocoale orientate pe biți, utilizate pe transmisii seriale: PPP (*Point-to-Point Protocol*, destinat legăturilor sincrone şi asincrone), HDLC (*High Data Link Control*, destinat numai legăturilor sincrone punct-la-punct sau legăturilor multipunct şi permite lucrul *full-duplex*).
- protocoale orientate pe comutație de pachete. Mesajul utilizatorului este împărțit în pachete, fiecare pachet fiind transmis separat şi pe trasee fizice diferite.

2.3 Nivelul rețea

Permite transferul de date între sistemele neadiacente (care nu partajează acelaşi mediu de acces). Unitatea de date utilizată este *pachetul*.

Funcția principală a acestui nivel constă în dirijarea pachetelor între oricare două noduri de rețea. Cu alte cuvinte, nivelul rețea realizează rutarea (direcționarea) pachetelor de date prin infrastructura de comunicații, această operație fiind efectuată la nivelul fiecărui nod de comunicație intermediar. Nivelul rețea asigură interfața între furnizorul de servicii şi utilizator, serviciile oferite fiind independente de tehnologia subrețelei de comunicație.

Acest nivel oferă două categorii de servicii de transport:

- orientate pe conexiuni (ATM): înainte de transferul datelor între două echipamente trebuie stabilită o conexiune (circuit virtual), care se închide la terminarea transferului. La stabilirea conexiunii se pot negocia anumiți parametri legați de calitatea serviciului (viteză, întârziere, cost). Ruta (secvența de noduri intermediare) pe care vor fi trimise pachetele se stabileşte în momentul stabilirii circuitului virtual. În acest sens, circuitul virtual va primi un identificator (adresă), fiecare pachet fiind rutat pe baza acestui identificator. Prin utilizarea serviciilor orientate pe conexiuni se realizează un control foarte eficient al fluxului de date, putând fi definite categorii de servicii (CoS - *Class of Services*) şi criterii de calitate a serviciilor (Qos - *Quality of Services*). Aceste avantaje implică o complexitate ridicată la nivelul arhitecturii de rețea. În cazul defectării unui nod intermediar, toate circuitele virtuale care îl tranzitează se închid. Latența inițială necesară pentru stabilirea conexiunii este mare.
- fără conexiuni (IP): nu este necesară stabilirea unei conexiuni prin subrețeaua de comunicație în vederea transferului datelor. Ruta este determinată pentru fiecare pachet în parte, iar direcționarea (rutarea) se realizează pe baza adreselor (sursă şi destinație) conținute în fiecare pachet. Deoarece nu este necesară memorarea informațiilor de stare cu privire la

conexiuni, complexitatea este redusă, fiind posibilă implementarea unor rețele mai rapide. În cazul defectării unui nod intermediar, comunicația poate continua pe căi alternative. Dezavantajul principal al acestor servicii constă în faptul că nu se mai poate efectua un control al congestiei traficului.

Cel mai cunoscut si utilizat protocol la acest nivel este IP (*Internet Protocol*), utilizat pentru interconectarea rețelelor din *Internet*. Este un protocol fără conexiune care permite transmiterea unor blocuri de date (datagrame) între surse şi destinații identificate prin adrese cu lungime fixă. În cazul datagramelor foarte mari, protocolul IP realizează, dacă este cazul, fragmentarea şi reasamblarea în vederea transmiterii prin orice rețea. Nu dispune de mecanisme care să asigure securitatea serviciului sau controlul fluxului de informații. Este apelat de protocoalele superioare pentru transferul prin rețea al datelor, apelând la rândul lui la protocoalele rețelei locale pentru transportul datelor către un echipament local. Acest echipament local (adiacent) poate fi destinația finală a pachetelor de date sau poate fi un nod intermediar al sistemului de comunicații (*router*), care trebuie să redirecționeze datele.

Modul de funcționare a protocolului IP este următorul:
- aplicația pregăteşte datele şi le transmite nivelului Internet al software-ului de rețea,
- nivelul Internet adaugă acestor date un antet (*header*), conținând adresa de destinație,
- datagrama rezultată este transmisă interfeței de rețea, care adaugă la rândul ei un antet şi transmite întreg cadrul către primul nod intermediar al rețelei de comunicații, care va efectua rutarea pachetului,
- la recepție, un nod intermediar va decide după adresa de destinație prezentă în antet care este subrețeaua şi, implicit, următorul nod intermediar către care trebuie redirecționat pachetul,
- în cadrul destinației finale, antetul este înlăturat şi datagrama se transmite nivelului Internet, de unde este transmis nivelului aplicație.

Din acest mod de funcționare se pot deduce următoarele reguli privind mecanismele de rutare:
- fiecare datagramă este direcționată către cel mai apropiat nod intermediar, *router* sau *gateway*,
- operația de rutare constă în determinarea nodului intermediar următor (adiacent) care la rândul lui poate redirecționa datagramele către destinația finală. Acest tip de rutare este numit *hop-by-hop routing* şi nu permite determinarea întregii secvențe de noduri intermediare.
- destinația imediat următoare poate fi un alt *router* sau chiar destinația finală.
- decizia privind destinația imediată este luată pe baza informațiilor existente în cadrul tabelei de rutare. Această tabelă este menținută de fiecare *router* şi conține asocieri de tipul *destinație finală - destinație următoare* (next hop).
- la primirea unei datagrame, *router*-ul caută în tabela de rutare înregistrarea corespunzătoare destinației finale. Dacă această înregistrare este găsită, datagrama se transmite către următoarea destinație specificată în ruta respectivă.
- tabela de rutare poate fi actualizată în următoarele moduri:
    - prin rute statice, introduse de administratorul rețelei. Orice echipament de rețea (*host* sau *router*) conține o aşa-numită rută statică implicită (*default*), utilizată pentru redirecționarea datagramelor atunci când nu este găsită nici o înregistrare care să corespundă cu adresa finală.
    - prin rute directe, care sunt create automat de echipamentul de rețea (*host* sau *router*) în momentul în care se specifică adresele IP şi măştile de subrețea pe interfețele echipamentului. În acest mod se realizează asocierea între destinația imediată şi interfața fizică prin care poate fi atins următorul nod de rutare.
    - prin rute dinamice, schimbate între *router*-ele adiacente prin intermediul protocoalelor specializate. Utilizând mecanismele de rutare dinamică, un *router* transmite *router*-elor învecinate întreaga tabelă de rutare, constând în rute statice, rute directe şi rute dinamice „învățate" de la alte *router*-e. Cele mai cunoscute protocoale de rutare dinamică sunt: RIP (*Routing Information Protocol*), versiunile 1 şi 2, utilizat frecvent în rețele private, OSPF (*Open Short Path Finding*), IGRP (*Internal Gateway Routing Protocol*), BGP (*Border Gateway Protocol*, utilizat în rețeaua *Internet* pentru rutarea infomațiilor între furnizorii de servicii).

2.4 Nivelul transport

Este un nivel intermediar care delimitează nivelul *hardware* de nivelul *software*. Unitatea de date este *segmentul*. Oferă un set standard de servicii, independent de tipul rețelei utilizate: transfer sigur de date pe o rețea de comunicații considerată nesigură, corectarea erorilor când această operație nu se realizează pe nivelurile inferioare, negocierea calității serviciului. Sarcina principală a nivelului transport este aceea de refacere a fluxului de date la destinație, deoarece un pachet poate fi segmentat în mesaje mai mici, cu rute diferite prin rețeaua de comunicații.

În cazul utilizării protocolului IP pe nivelul rețea, sunt disponibile două protocoale la nivelul transport:

- TCP, *Transmission Control Protocol*
    - este un protocol bazat pe conexiune, în care pentru fiecare pachet transmis se aşteaptă o confirmare din partea echipamentului de destinație.
    - transmisia următorului pachet nu se realizează dacă nu se primeşte confirmarea pentru pachetul transmis anterior.
- UDP, *User Datagram Protocol*
    - este folosit în situațiile în care eficiența şi viteza transmisiei sunt mai importante decât corectitudinea datelor, de exemplu în rețelele multimedia, unde pentru transmiterea către clienți a informațiilor de voce sau imagine este mai importantă viteza (pentru a reduce întreruperile în transmisie) decât calitatea.
    - este un protocol fără conexiuni, semnalarea erorilor sau reluărilor fiind asigurată de nivelul superior,
    - datele transmise nu sunt segmentate.

2.5 Nivelul sesiune

Permite stabilirea de conexiuni (sesiuni) între aplicațiile existente pe echipamentele dintr-o rețea. Prin urmare, este orientat către problemele specifice aplicațiilor, mai puțin pentru comunicația efectivă, siguranța acesteia fiind asigurată de nivelurile inferioare.

Nivelul sesiune execută următoarele funcții principale:

- gestiunea dialogului între aplicații,
- sincronizarea între aplicații,
- gestiunea şi raportarea erorilor.

În cazul aplicațiilor IP, nivelul sesiune este utilizat şi pentru identificarea aplicațiilor instalate pe acelaşi echipament de rețea, identificat în cadrul rețelei printr-o adresă IP unică. Pentru identificare, o aplicație utilizează o valoare întreagă, cuprinsă între 1 si 65535, numită port de comunicație. De exemplu:

- Telnet: portul 23,
- FTP: portul 21,
- HTTP: portul 80 sau 8080,
- SNMP: porturile 161 şi 162,
- SMTP (transmisie email): portul 25,
- POP (recepție email): portul 110.

2.6 Nivelul prezentare

Îndeplineşte funcții legate de reprezentarea datelor, conversii, criptare, compresie etc. Stabileşte sintaxa pentru datele transmise prin rețea.

2.7 Nivelul aplicație

Acest nivel defineşte protocoalele specifice aplicațiilor. Cele mai uzuale aplicații definte la acest nivel sunt:

- terminale virtuale: Telnet,
- transfer de fişiere: FTP (*File Transfer Protocol*),

- poştă electronică,
- SMTP (*Simple Mail Transfer Protoco*l),
- POP (*Post Office Protocol*),
- Aplicații web (prezentare, baze de date etc.) cu HTTP (H*yper Text Transfer Protocol*)
- Administrare şi monitorizare: SNMP (S*imple Network Management Protocol*).

3. Monitorizarea rețelelor

Scopul principal al monitorizării unei rețele este urmărirea permanentă a stării de funcționare a echipamentelor de comunicație sau a echipamentelor destinate anumitor servicii, simultan cu urmărirea disponibilității şi încărcării canalelor de comunicație. Informația rezultată din monitorizarea unei rețele trebuie să asigure un suport pentru identificarea şi depanarea rapidă a defectelor.

Pentru implementarea acestor funcții se utilizează două protocoale specializate:
- ICMP, Internet Control Message Protocol
- SNMP, Simple Network Management Protocol

ICMP este un protocol care funcționează la nivelul 3 al modelului OSI (nivelul rețea), nefiind necesară utilizarea unui protocol de transport (TCP sau UDP) sau a unui port de comunicație. Acest protocol permite încapsularea în interiorul cadrului IP a unor informații, care o dată ajunse la destinația specificată, determină generarea unui răspuns către sursa ICMP, din care se poate deduce timpul de răspuns pe un canal de comunicație (de exemplu, mesajul rezultat în urma lansării comenzii *„ping"* în linia de comandă, în fereastra DOS a sistemului de operare *Windows*).

Parametrii ICMP pot fi astfel configurați încât să determine generarea unui răspuns din partea fiecărui echipament de comunicație tranzitat de pachetele ICMP (comenzile *tracert*, *ping route*), obținându-se şi o imagine a traseului fizic corespunzător canalului de comunicație. În cazul în care nodul de destinație sau un nod tranzitat nu răspunde la un pachet ICMP, este asociat un mesaj de eroare, care poate oferi informații utile în stabilirea cauzelor pentru care nu poate fi atinsă o destinație (cale de comunicație nefuncțională, rute IP necorespunzătoare etc.).

SNMP este un protocol care funcționează la nivelul de aplicație al modelului OSI şi cuprinde una sau mai multe stații de administrare şi mai multe elemente de rețea administrabile (*server*, *switch*, *hub*, *router* etc.).

Un echipament administrabil este format din două componente principale:
- un agent SNMP, prin intermediul căruia sunt stabilite regulile de transfer a informațiilor între echipamentul administrabil şi stația de administrare,
- o colecție de obiecte (*Management Information Base*, MIB) în care sunt gestionate informațiile referitoare la elementele componente ale echipamentului administrabil.

Colecția MIB conține următoarele informații:
- starea sistemului şi a dispozitivelor care compun echipamentul (interfețe de rețea),
- statistici despre performanțele sistemului (memorie, procesor, *buffer*-e),
- statistici ale traficului pe interfețe, erori la nivel logic sau fizic,
- parametri de configurare (adrese IP, rute etc.).

La nivelul echipamentului administrabil, agentul SNMP execută următoarele operații:
- colectează informații despre starea şi componentele sistemului şi actualizează obiectul corespunzător din colecția MIB,
- răspunde cererilor (interogărilor) efectuate de stația de administrare,
- raportează stației de administrare evenimentele speciale (critice) prin intermediul alarmelor SNMP (*traps*),
- oferă administratorului acces direct pe echipament sau la un dispozitiv al acestuia.

Alarmele SNMP se împart în două categorii:
- standard: raportează către stația de administrare următoarele evenimente speciale:
    - activarea/dezactivarea interfețelor de rețea,
    - repornirea echipamentului, la cald sau la rece,

- erori de autentificare.

- enterprise: pot genera semnalizări suplimentare despre: modificarea configurației echipamentului sau încercări de configurare, probleme în funcționarea protocoalelor de rutare dinamică, semnalizări privind depăşirea pragurilor pentru tensiunea de alimentare sau pentru parametrii ambientali (temperatură, umiditate etc.).

O comparație între cele două protocoale utilizate pentru monitorizare şi administrare este prezentată în tabelul următor:

ICMP	SNMP
Oferă o imagine de ansamblu a stării de funcționare a unei rețele: echipamente sau interfețe de rețea funcționale sau nu, gradul de încărcare a canalelor de comunicație.	Oferă informații detaliate asupra unor parametri de comunicație importanți: gradul de încărcare efectiv la nivelul tuturor interfețelor de rețea ale unui echipament, şi eventualele erori de transmisie/recepție, gradul de încărcare al procesorului şi al memoriei RAM. Starea unei interfețe (*up*, *down*, *loopback*) şi dacă această stare este provocată de disfuncționalități ale rețelei sau este o stare administrativă (impusă de administratorul de rețea).

Starea generală a rețelei nu este raportată în timp real, ci numai la intervale regulate, corespunzătoare momentelor de interogare a rețelei.	Starea generală a rețelei este raportată în timp real, prin intermediul alarmelor care sunt transmise în momentul producerii unui eveniment. Excepție fac situațiile în care echipamentul este oprit sau se dezactivează interfața corespunzătoare canalului de comunicație prin care se transmit şi alarmele SNMP. Aceste evenimente nu pot fi puse în evidență decât cu ajutorul protocolului ICMP.
Permite identificarea segmentelor de rețea care alcătuiesc canalul de comunicație dintre sursă şi destinație.	Permite realizarea topologiilor de rețea şi identificarea anumitor tipuri de echipamente, prin obținerea informațiilor referitoare la adresele IP alocate şi a tabelelor de rutare utilizate. Acest lucru este posibil numai dacă sistemul de monitorizare cunoaşte toate comunitățile de citire ale echipamentelor care compun o rețea.
Oferă informații utile despre eventualele disfuncționalități, informații care, interpretate corect, pot ajuta la descoperirea cauzelor care provoacă aceste probleme (adrese IP sau rute incorecte, canale de comunicație congestionate etc.)	Oferă multe informații detaliate cu privire la problemele apărute în cadrul unei rețele, la nivelul echipamentelor sau canalelor de comunicație, însă, de foarte multe ori, aceste probleme afectează chiar căile de comunicație prin care se obțin aceste informații sau se transmit alarme SNMP.

Din compararea caracteristicilor celor două protocoale reiese că utilizarea combinată a acestora constituie soluția optimă de monitorizare şi administrare a rețelelor, fiind posibilă astfel atât raportarea detaliată a funcționării echipamentelor (inclusiv în format grafic), prin utilizarea protocolului SNMP cât şi menținerea unei imagini minimale a stării de funcționare a rețelei, prin intermediul protocolului ICMP, în cazul în care este afectată funcționarea agentului SNMP.

4. Administrarea rețelelor

Administrarea rețelei locale presupune:
- monitorizarea rețelei Ethernet şi a traficului,
- asigurarea, menținerea şi controlul securității rețelei locale,
- colaborarea în vederea remedierii nefuncționalităților echipamentelor cu firma care asigură service-ul în limitele contractuale şi rezolvarea diverselor disfuncționalități apărute în exploatarea curentă,
- gestiunea corectă e elementelor de bază ale rețelei locale (adrese IP, echipamente de comunicații, aplicații specifice),
- menținerea la standarde corespunzătoare a calității rețelei din punct de vedere al configurărilor.

În arhitectura rețelei, *server*-ele sunt maşinile cu importanța cea mai mare. Ele stochează baze de date, au componente ale aplicațiilor care rulează în sistem, dețin un rol important în sistemul de comunicație şi dispun de resurse *hardware* importante.

Server-ul are în componență subansamble redundante pentru asigurarea toleranței la defectare şi disponibilității permanente în funcționare. Funcțiile pe care un server trebuie să le ofere:
- servicii în rețea: dns, ftp, nfs, telnet, mail, etc.
- găzduirea de resurse comune pentru mai mulți utilizatori,
- asigurarea serviciilor către utilizatori pentru o perioadă de timp cât mai îndelungată.

Administrarea sistemului de operare instalat pe *server* presupune:
- monitorizarea funcționării şi menținerea în stare de funcționare,
- asigurarea, menținerea şi controlul securității server-ului,
- colaborarea în vederea remedierii nefuncționalităților echipamentelor cu firma care asigură service-ul în limitele contractuale şi rezolvarea diverselor disfuncționalități apărute în exploatarea curentă,
- gestionarea sistemului de operare, a bazelor de date şi a aplicațiilor (verificări software şi hardware, stabilirea unui plan de backup şi restore, gestionarea spațiului pe disc etc.),
- gestiunea versiunilor sistemului de operare, a bazelor de date şi a aplicațiilor care rulează pe server etc.

Stațiile de lucru (clienții) necesită în general un set de activități de administrare similare celor ale *server*-elor, şi anume:
- monitorizarea funcționării şi menținerea în stare de funcționare,
- colaborarea în vederea remedierii nefuncționalităților echipamentelor cu firma care asigură service-ul în limitele contractuale şi rezolvarea diverselor disfuncționalități apărute în exploatarea curentă,
- gestionarea sistemului de operare şi a aplicațiilor instalate (verificări software şi hardware, politica de backup şi restore, gestiunea spațiului pe disc, antiviruşi etc.) etc.

Pentru asigurarea unei corecte gestionări a sistemelor, se recomandă păstrarea unui jurnal (*log file*) în care să se noteze toate elementele semnificative atunci când se face o modificare în rețea (de natură *hardware* sau *software*, cum ar fi: schimbări de adrese, adăugări de noi calculatoare, reconfigurarea BIOS-ului, actualizarea şi/sau instalarea de programe, etc.).

Pentru protecția datelor se recomanda urmărirea unei politici de *backup*. Periodic, este indicat să se salveze datele pe *server* şi/sau pe alte calculatoare. În cazul extrem când sistemul de operare a fost grav afectat, se poate face re-instalarea de pe CD-urile de *backup* (urmată de reluarea procedurilor de personalizare, moment în care un jurnal care conține setările corecte este de mare folos).

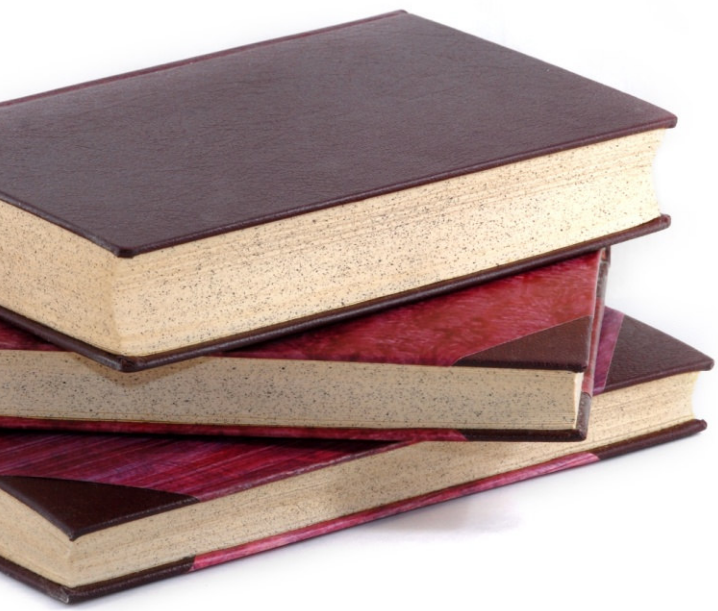
5. Noțiuni de bază pentru utilizarea echipamentelor

După ce au fost puse în funcțiune, calculatoarele au fost sigilate. Accesul în interiorul carcasei se face doar prin distrugerea acestui sigiliu şi este permisă doar personalului care efectuează *service*, care va re-sigila echipamentul după intervenție.

Pentru perioade mai îndelungate de nefuncționare (de exemplu în timpul vacanțelor) calculatoarele vor fi oprite şi deconectate de la alimentarea cu curent electric. Acest lucru este valabil şi pentru celelalte echipamente: *server*, *hub*, *router*, *modem*, *imprimantă*, *scanner* etc.

just crunch it

Cursul 6



6

Introducere în rețele de calculatoare

10 noiembrie 2008

Motto

"There are three kinds of death in this world. There's heart death, there's brain death, and there's being off the network.

Guy Almes

Rețea de calculatoare

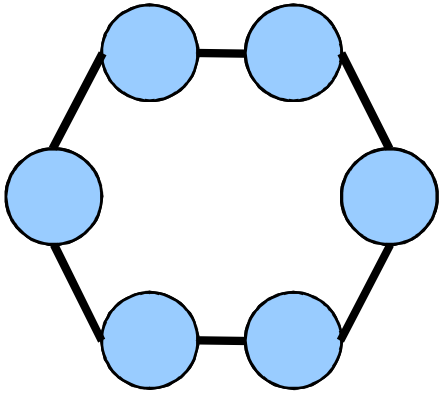
- Sistem de interconectare a mai multor sisteme de calcul

- Analogie placă de bază – rețea de calculatoare
  - comunicație
    - magistrale (PCI, AGP, USB)
    - medii de transmisie (cabluri electrice, fibră optică)
  - conexiune
    - chipset-uri (northbridge, southbridge)
    - Dispozitive de interconectare (plăci de rețea, switch-uri, rutere)

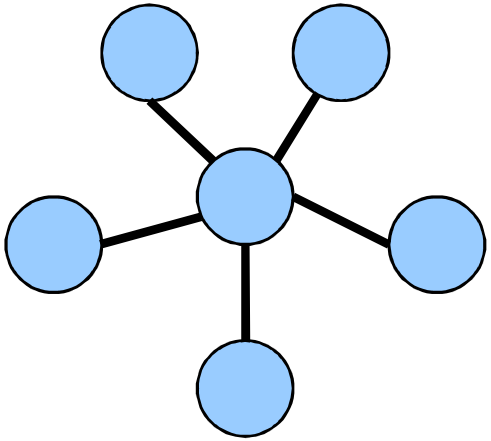
Utilitate rețele de calculatoare

- Mărirea capacității de stocare: file sharing
- Mărirea puterii de calcul: sisteme distribuite
- Partajarea unei resurse de toate sistemele din retea: imprimantă
- Posibilitatea accesării unei resurse şi a lucrului de la distantă (remote)
- Comunicația facilă între persoane aflate la distanță: chat, messaging, video conference
- Knowledge sharing: wikipedia, tutoriale, Google books
- Social networking: Facebook, MySpace, Twitter, blogs
- Gaming

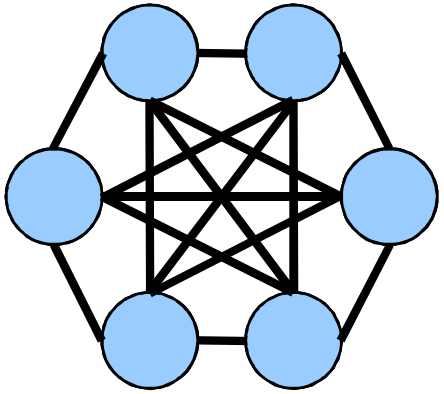
Topologia unei rețele



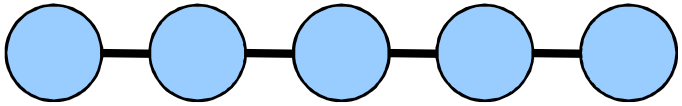
inel
(ring)



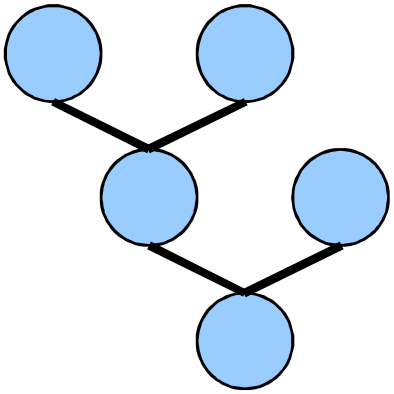
stea
(star)



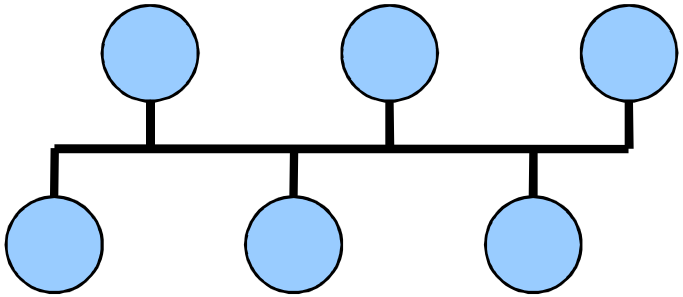
interconectare completă
(full mesh)



liniar
(line)



arbore
(tree)



magistrală
(bus)

Topologia unei rețele (cont.)

- Modalitatea de conectare între nodurile unei rețele
- Un nod legat cu unul sau mai multe noduri
  - comunicația între două noduri poate fi intermediată de un alt nod
- O conexiune este suficientă
  - a doua legătură pentru comunicație în ambele sensuri (full duplex)
- Mediile de transmisie tip cablu includ mai multe perechi de fire
  - facilitarea comunicației în ambele sensuri

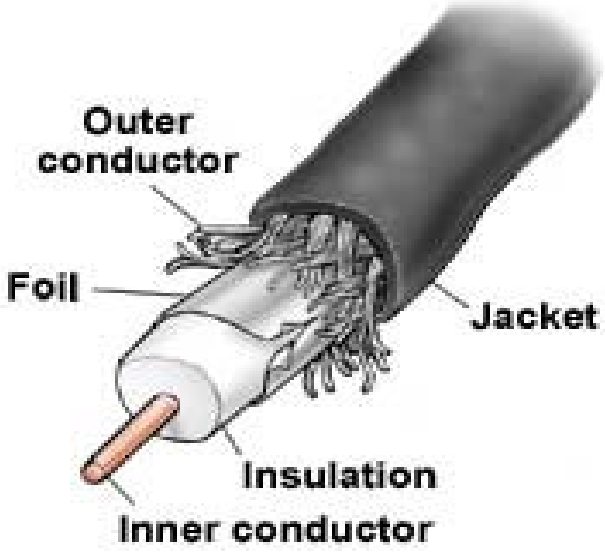
LAN, WAN

- Clasificare în funcție de distanța între nodurile rețelei
  - fiecare tip de rețea dispune de protocoale specifice
- LAN – Local Area Network
  - standardele dominante: Ethernet şi WLAN (IEEE 802.11)
  - separația între LAN şi MAN/WAN prin gateway
- CAN – Campus Area Network
- MAN – Metropolitan Area Network
  - rar întâlnite în rețelele actuale
- WAN – Wide Area Network
  - numeroase protocoale: MPLS, ATM, Frame Relay, PPP

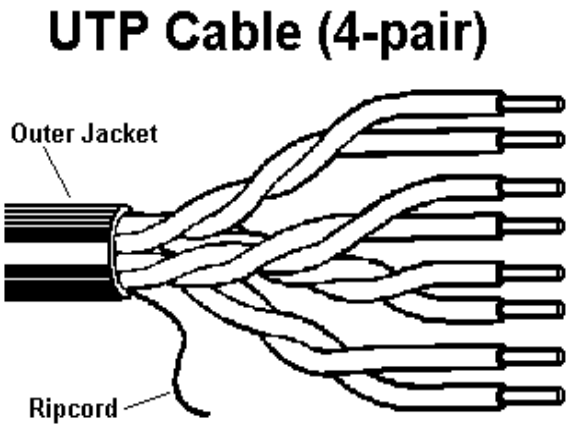
Echipamente de rețea

- Două tipuri
  - medii de transmisie
  - echipamente de rețea
- Mediu de transmisie
  - materiale de suport pentru transmiterea semnalului
  - asigură conectivitatea între dispozitivele de rețea
  - cablu de cupru, aer, fibră optică
- Dispozitive de rețea
  - echipamente care prelucrează în mod activ informațiile
  - recepție, analiză, prelucrare, retransmitere
  - hub, switch, ruter, acces point, placă de rețea

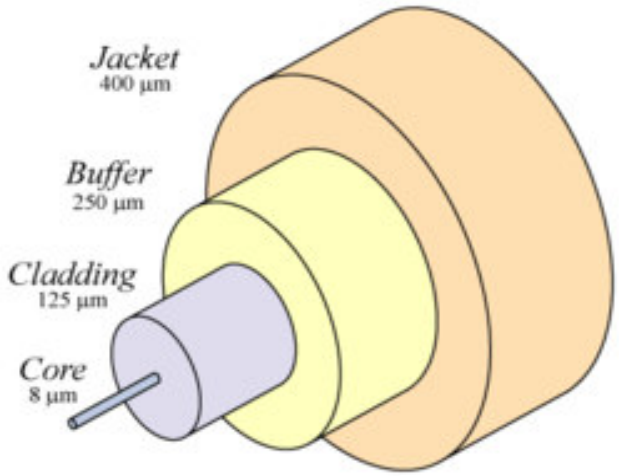
Medii de transmisie



cablu coaxial



cablu UTP
(Unshielded Twisted Pair)

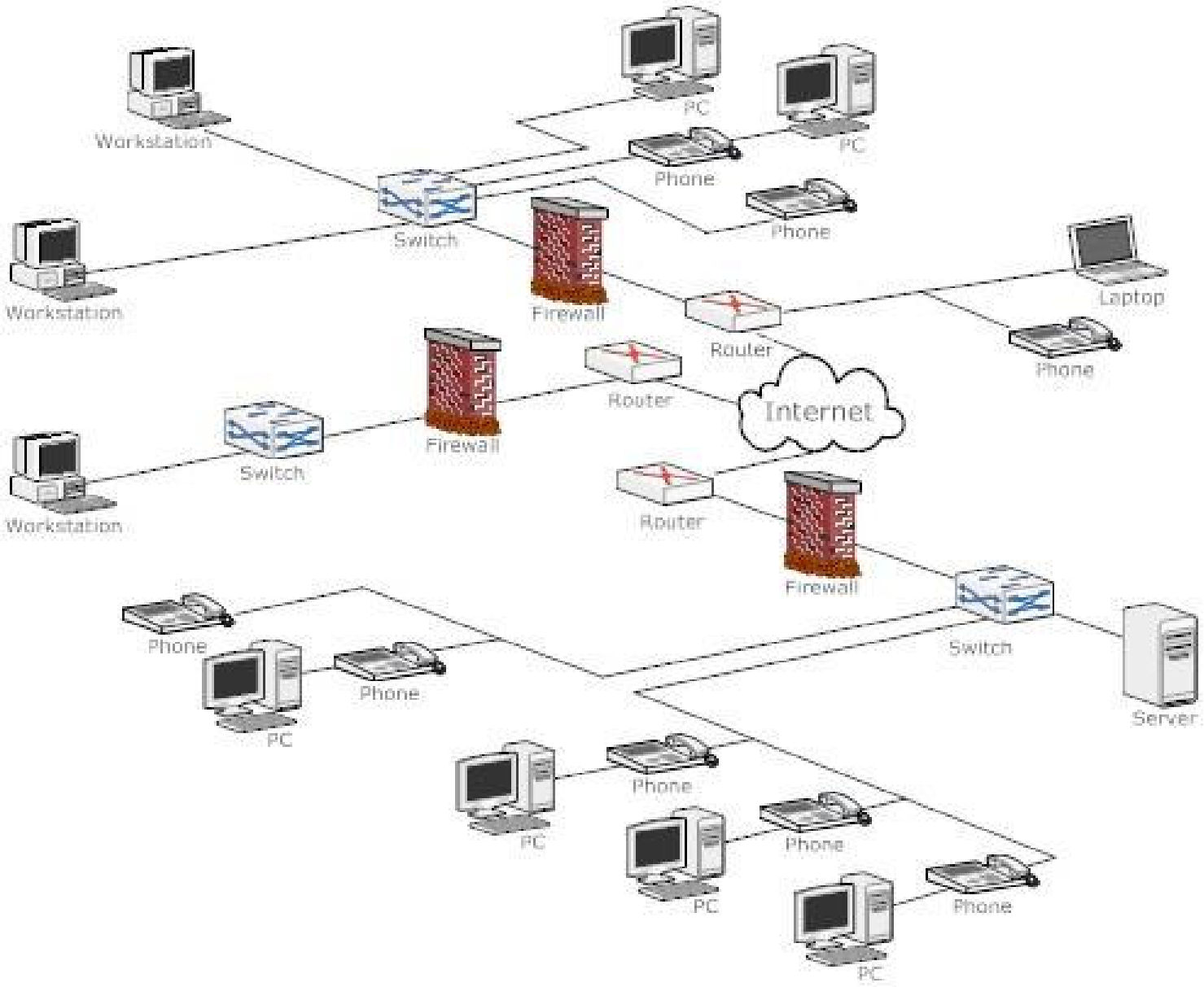


fibră optică

Medii de transmisie (cont.)

- Informația digitală este transformată în semnal
- Semnale
  - electrice
  - optice
  - eletromagnetice
- Transmisie ghidată
  - cupru: cablu coaxial, cablu torsadat (twisted pair)
  - fibră optică
- Transmisie neghidată
  - aer – transmisia fără fir (wireless)

Dispozitive de rețea



Dispozitive de rețea (cont.)

- Placă de rețea
  - network card, network adapter, NIC (Network Interface Controller)
  - permite comunicația între sisteme de calcul
- Repetor, hub
  - echipament pasiv (nu ia decizii)
  - regenerarea şi amplificarea semnalului
- Switch
  - interconectarea sistemelor de calcul (topologie stea)
  - comutarea pachetelor pe baza adresei MAC
- Ruter
  - interconectarea mai multor rețele de calculatoare (LAN)
  - folosit în WAN
  - dirijarea pachetelor pe baza adresei IP

Interfață de rețea

- Network interface
- Punct de comunicație cu o rețea de calculatoare
  - o placă de rețea – o interfață pentru fiecare placă de rețea
  - un port al unui dispozitiv de rețea – o interfață pentru fiecare port
- Abstractizare în sistemul de operare
  - configurarea unei plăci de rețea – “configurarea unei interfețe”
- eth0, eth1
  - denumirile uzuale ale interfețelor plăcilor de rețea Ethernet pe un sistem Unix/Linux
- loopback – interfață virtuală
  - referă stația curentă
  - pentru testare

Protocol

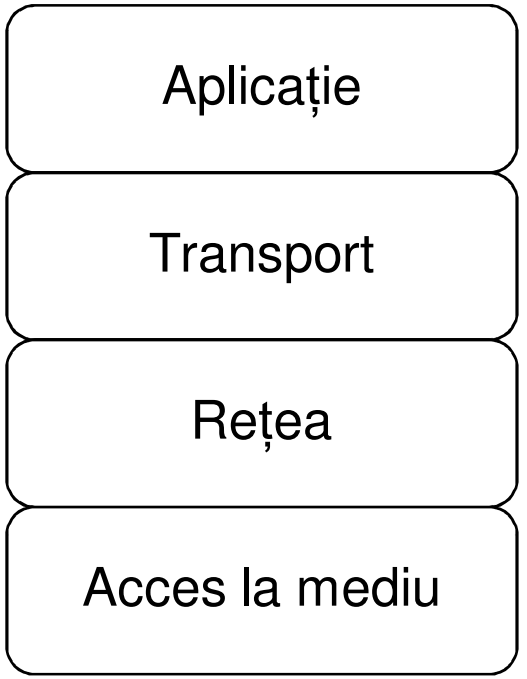
- Necesar pentru comunicația între două entități
- Un set de reguli care guvernează modul în care două dispozitive schimbă informație într-o rețea

- Exemple:
  - întâlnirea între un CEO al unei companii americane şi unul al unei companii japoneze
    - forma în care se va realiza salutul
    - limbajul folosit
    - etapele întâlnirii
  - transmiterea unui mesaj de poştă electronică (e-mail)
    - structura informației transmise/recepționate
    - modul de adresare

- Mesajele transmise în rețea se numesc pachete

Stivă de protocoale

- Abstractizarea lucrului cu rețeaua
- Protocolul de nivel inferior oferă servicii celui de de nivel superior
- Stiva TCP/IP – stiva de protocoale utilizată în Internet
- IP este protocolul esențial de la nivelul Rețea
- TCP este protocolul esențial de la nivelul Transport



Stiva TCP/IP

Adresa MAC

- Media Acces Control
- Tipul de adresă folosit de nivelul Acces la Mediu
- Scrisă pe placa de rețea (ROM)
- Se mai numeşte şi adresă hardware sau adresă fizică

- Are 48 de biți. Câți octeți?
  - 6 octeți
  - Exemplu: 00-02-44-56-6C-41 (reprezentare hexazecimală)
- Asociată în mod unic unei plăci de rețea
  - o placă de rețea nou creată are asociată o nouă adresă MAC

- Tip de adresare plată; asemenea seriilor de bancnote

Adresa MAC (cont.)

- Windows:

```
C:\Documents and Settings\Razvan> ipconfig /all
[...]
Ethernet adapter Midgard:
 Media State . . . . . . . . : Media disconnected
 Description . . . . . . . . : SURECOM EP-320X-R 100/10/M PCI Adapter
 Physical Address. . . . . . : 00-02-44-56-6C-41
```

- Linux:

```
razvan@anaconda:~$ /sbin/ifconfig eth0
eth0      Link encap:Ethernet  HWaddr 00:07:E9:92:BC:D9
[...]
```

Tipuri de adresare

- Adresare plată
  - se iau la rând numerele, seriile pentru un dispozitiv, cupon etc.
  - seriile de bancnote, de bilete de autobuz, adresele MAC
- Adresare ierarhică
  - ierarhizare care permite localizarea unui dispozitiv/cupon într-o regiune
  - numerele de telefon, codurile poştale, adresele IP
- Avantaj adresare ierarhică
  - găsirea mult mai uşoară a dispozitivului/cuponului
- Dezavantaj adresare ierarhică
  - se pierd numere, serii

Adresa IP

- Tipul de adresare folosit de protocolul IP
- IP (Internet Protocol) – protocolul fundamental de nivel Rețea

- O adresă IP este un şir de 32 de biți (4 octeți)
- Se preferă scrierea ei în formatul cu puncte (dot-decimal notation)

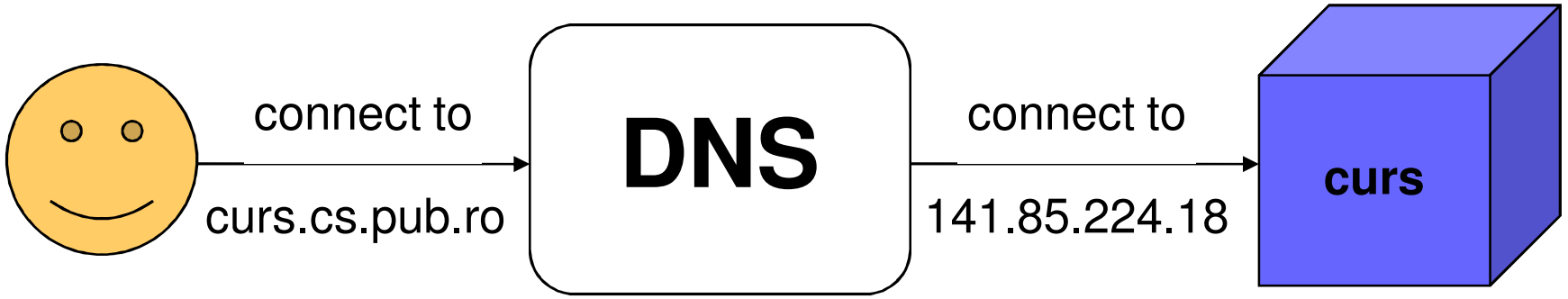
```
11000000 10101000 00000000 00000001
   192   .  168    .   0     .   1
```

- Adresare ierarhică
  - permite împărțirea Internetului în rețele
  - se poate identifica mult mai uşor o stație (după adresa IP)

DNS

- În Internet se folosec nume
  - site-uri (www.ubuntu.com, curs.cs.pub.ro, mail.google.com)
  - adrese de e-mail (student@gmail.com)
- Nu se folosesc (decât rar) adrese IP (141.85.224.18)
  - uşurința în memorare (nume față de adresă IP)
- Se realizează o asociere/mapare între nume şi adresă IP
  - procesul este transparent utilizatorului
- Transparența este asigurată de DNS
- Domain Name System
- Translatarea numelor în adrese IP
  - se introduce numele
  - se “transformă” numele în adresă IP
  - se identifică şi interogjează stația asociată

DNS (cont.)



DNS (cont.)

- /etc/resolv.conf

```
razvan@asgard:~$ cat /etc/resolv.conf
search cs.pub.ro
nameserver 141.85.37.11
```

- verificare funcționare DNS

```
razvan@asgard:~$ host cs.pub.ro
cs.pub.ro has address 141.85.37.5
cs.pub.ro mail is handled by 5 mail.cs.pub.ro.
razvan@asgard:~$ host curs.cs.pub.ro
curs.cs.pub.ro has address 141.85.224.18
razvan@asgard:~$ host www.debian.org
www.debian.org has address 194.109.137.218
www.debian.org mail is handled by 10 dummy.debian.org.
```

Subrețele în adresarea IP

- Adresarea IP este un tip de adresare ierarhică
  - se poate identifica uşor **rețeaua** ce conține o adresă IP dată
- Două părți pentru adresa IP
  - o parte identifică (sub)rețeaua
  - altă parte ce identifică stația din (sub)rețea
- Cum se identifica fiecare parte?
  - masca de subrețea
- Exemplu de mască de subrețea:

```
11111111 11111111 00000000 00000000
  255    .  255    .   0     .   0
```

Rețea vs. subrețea

- Diferența ține de rațiuni istorice
- Din punct de vedere practic nu există diferențe între o rețea şi o subrețea
- Adresă de rețea
  - adresă ce are toți biții din câmpul de stație 0
  - nu poate fi asociată unei stații sau unei interfețe de ruter

Masca de subrețea

- Condiția de continuitate (continuitatea biților activi – biți 1)
- Două formate de reprezentare
  - zecimal: 255.255.0.0
  - prefixat: /16
- Adresa de subrețea identifică rețeaua în care se află o stație

- Fie stația cu adresa IP 192.168.0.1 şi masca de subrețea 255.255.0.0 (/16)
  - se spune că stația are adresa 192.168.0.1/16 sau că are adresa 192.168.0.1 cu masca de subrețea 255.255.0.0
  - adresa de subrețea – ŞI logic (ŞI pe biți) între adresa IP şi masca de subrețea

```
11000000 10101000 00000000 00000001 – 192.168.0.1
11111111 11111111 00000000 00000000 – 255.255.0.0
-----------------------------------------------
11000000 10101000 00000000 00000000 – 192.168.0.0
```

  - adresa de subrețea este 192.168.0.0/16

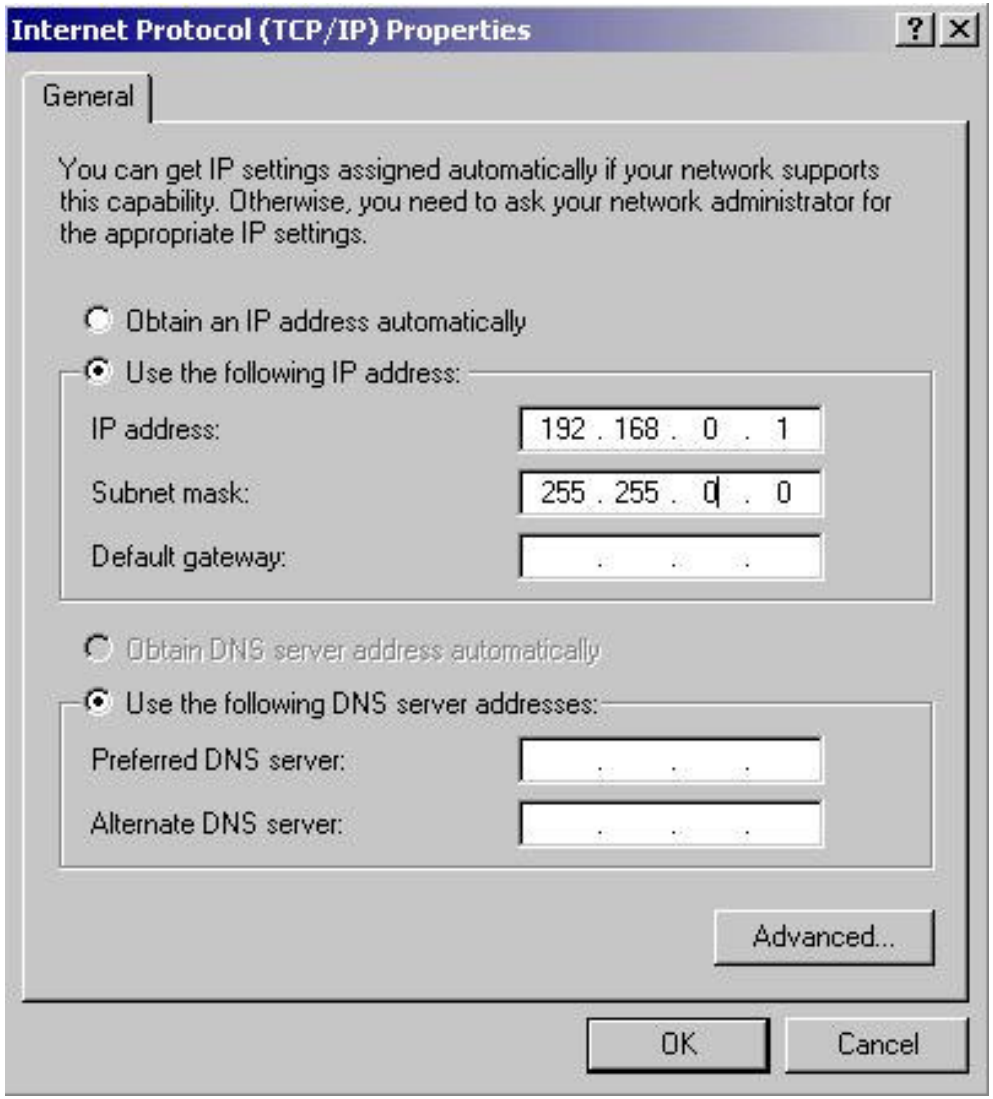
Adresă IP; mască de rețea

```
C:\Documents and Settings\Administrator> ipconfig

Ethernet adapter Local Area Connection 2:

        Connection-specific DNS Suffix  . : cs.pub.ro
        IP Address. . . . . . . . . . . . : 141.85.37.26
        Subnet Mask . . . . . . . . . . . : 255.255.255.0
        Default Gateway . . . . . . . . . : 141.85.37.1
```

```
razvan@anaconda:~$ /sbin/ifconfig eth0
eth0      Link encap:Ethernet  HWaddr 00:07:E9:92:BC:D9
          inet addr:141.85.37.25  Bcast:141.85.37.255  Mask:255.255.255.0
          inet6 addr: fe80::207:e9ff:fe92:bcd9/64 Scope:Link
          UP BROADCAST RUNNING MULTICAST  MTU:1500  Metric:1
          RX packets:11587781 errors:0 dropped:0 overruns:0 frame:0
          TX packets:14491124 errors:0 dropped:0 overruns:0 carrier:0
          collisions:0 txqueuelen:1000
          RX bytes:4656058 (4.4 MiB)  TX bytes:2630550975 (2.4 GiB)
```

Adresă IP, mască de rețea (cont.)

- Windows →



- Linux:

```
anaconda:~# ifconfig eth0
   192.168.0.1 netmask
   255.255.0.0
```

Verificarea conectivității

```
razvan@asgard:~$ ping -c 4 141.85.37.1
PING 141.85.37.1 (141.85.37.1) 56(84) bytes of data.
64 bytes from 141.85.37.1: icmp_seq=1 ttl=64 time=0.205 ms
64 bytes from 141.85.37.1: icmp_seq=2 ttl=64 time=0.189 ms
64 bytes from 141.85.37.1: icmp_seq=3 ttl=64 time=0.181 ms
64 bytes from 141.85.37.1: icmp_seq=4 ttl=64 time=0.189 ms

--- 141.85.37.1 ping statistics ---
4 packets transmitted, 4 received, 0% packet loss, time 2997ms
rtt min/avg/max/mdev = 0.181/0.191/0.205/0.008 ms

razvan@asgard:~$ ping -c 1 141.85.37.101
PING 141.85.37.101 (141.85.37.101) 56(84) bytes of data.
From 141.85.37.139 icmp_seq=1 Destination Host Unreachable

--- 141.85.37.101 ping statistics ---
1 packets transmitted, 0 received, +1 errors, 100% packet loss, time
   0ms
```

Adresa de difuzare a unei rețele

- Adresă de broadcast
- Fiecare subrețea are o adresă de broadcast
  - folosită pentru a transmite un pachet către toate stațiile din rețea
- Toți biții de stație sunt 1
- Exemplu:
  - adresa de stație: 192.168.0.1
  - masca de subrețea: 255.255.0.0 (/16)
    - primii 16 biți sunt biții de subrețea, ultimii 16 biți sunt biții de stație
  - adresa de broadcast va fi

```
192.168.11111111.11111111
```

  - adică 192.168.255.255

Exerciții

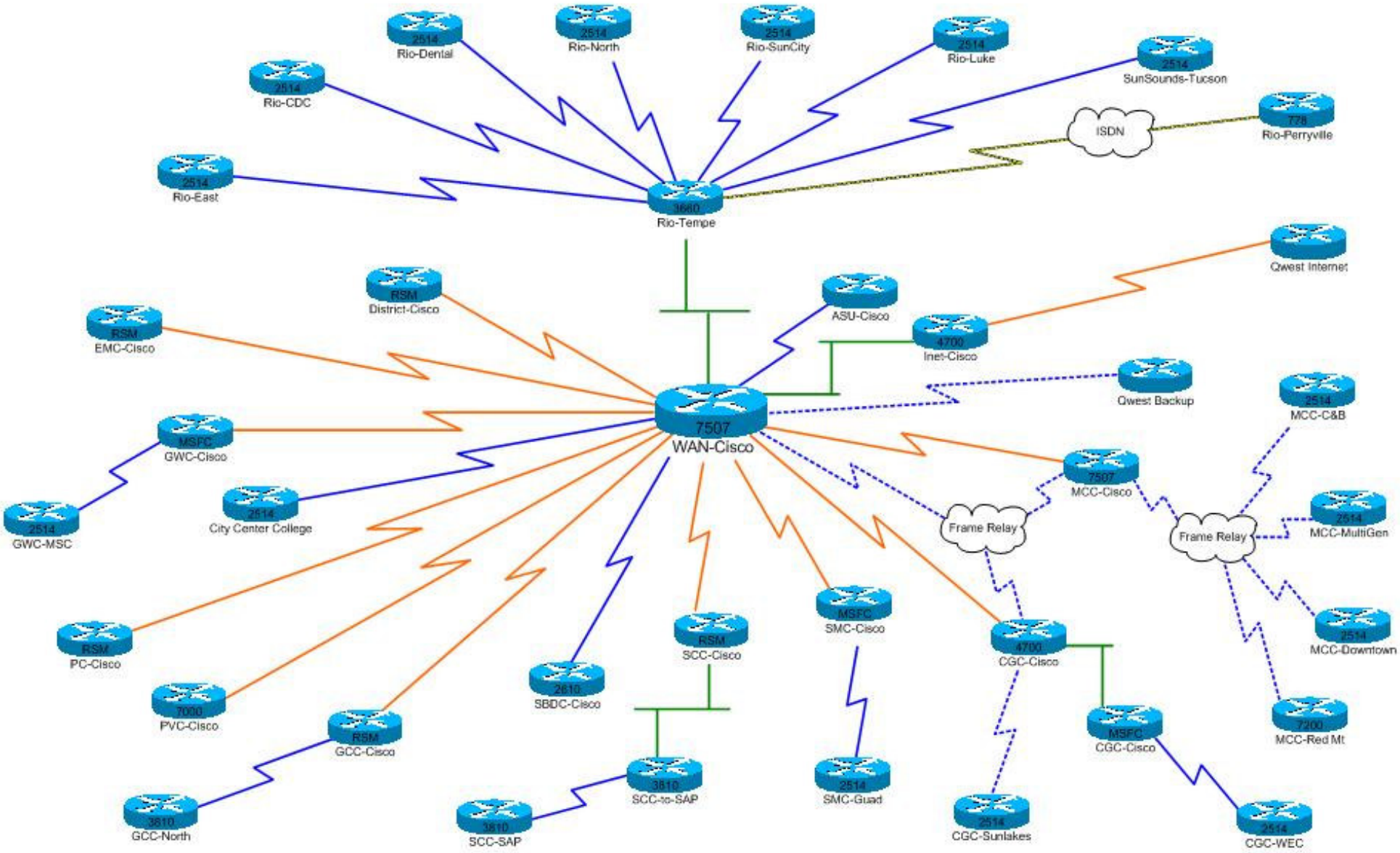
- Care este adresa de subrețea a rețelei în care se află stația 192.168.0.1 cu masca de rețea 255.255.255.0 (/24)?
- Care este adresa de broadcast a rețelei în care se află stația 192.168.0.1 cu masca de rețea 255.255.255.0 (/24)?
- Care din următoarele stații nu se află în rețeaua 192.168.0.0/24?
  - 192.168.0.32 - 192.168.0.64
  - 192.168.0.64 - 192.168.1.0
- Care este adresa de subrețea a rețelei în care se află stația 132.80.44.5/20?
- Care este adresa de broadcast pentru rețeaua de mai sus?
- Care este adresa de subrețea a rețelei în care se află stația 47.242.12.14/29?
- Care este adresa de broadcast a rețelei de mai sus?

Interconectarea rețelelor

- Schema de adresare ierarhică permite identificarea rețelei din care face parte o stație
- Rutere
  - dispozitive dedicate
  - identificarea căii de la o rețea la alta
  - dirijarea pachetelelor între sursă şi destinație

- Un pachet va trece prin mai multe rutere până va ajunge la destinație
- Un ruter va avea are cel puțin două interfețe de rețea
  - una pentru recepția unui pachet
  - alta pentru transmiterea acestuia mai departe
  - pot fi mai mult de două

Rutere


2514
Rio-Dental
2514
Rio-North
2514
Rio-SunCity
2514
Rio-Luke
2514
SunSounds-Tucson
2514
Rio-CDC
ISDN
778
Rio-Perryville
2514
Rio-East
3660
Rio-Tempe
Qwest Internet
RSM
District-Cisco
ASU-Cisco
RSM
EMC-Cisco
4700
Inet-Cisco
Qwest Backup
2514
MCC-C&B
MSFC
GWC-Cisco
7507
WAN-Cisco
7507
MCC-Cisco
2514
GWC-MSC
2514
City Center College
Frame Relay
Frame Relay
2514
MCC-MultiGen
RSM
PC-Cisco
MSFC
SMC-Cisco
RSM
SCC-Cisco
4700
CGC-Cisco
2514
MCC-Downtown
7000
PVC-Cisco
2610
SBDC-Cisco
MSFC
CGC-Cisco
7200
MCC-Red Mt
RSM
GCC-Cisco
3810
SCC-to-SAP
2514
SMC-Guad
3810
GCC-North
3810
SCC-SAP
2514
CGC-Sunlakes
2514
CGC-WEC

traceroute

```
razvan@anaconda:~$ traceroute www.google.com
traceroute: Warning: www.google.com has multiple addresses; using 74.125.43.99
traceroute to www.l.google.com (74.125.43.99), 30 hops max, 40 byte packets
 1  csr.cs.pub.ro (141.85.37.1)  0.608 ms  0.809 ms  0.437 ms
 2  r-bb5-e0.Bucharest.roedu.net (141.85.254.16)  1.211 ms  1.220 ms  1.798 ms
 3  r-bb1-g2-0-0.Bucharest.roedu.net (217.73.164.1)  2.231 ms  1.781 ms  0.754 ms
[...]
 8  bpt-b2-link.telia.net (80.239.134.1)  19.548 ms  19.896 ms  21.113 ms
 9  hbg-bb2-link.telia.net (80.91.250.134)  45.767 ms *  40.134 ms
10  prag-b1-link.telia.net (80.91.252.89)  53.527 ms prag-b1-link.telia.net
    (80.91.253.5)  52.658 ms  54.665 ms
[...]
15  64.233.174.55 (64.233.174.55)  67.485 ms  59.437 ms  59.911 ms
16  209.85.250.5 (209.85.250.5)  59.945 ms 209.85.255.245 (209.85.255.245)
    66.891 ms 209.85.250.5 (209.85.250.5)  61.375 ms
17  74.125.43.99 (74.125.43.99)  62.554 ms  59.662 ms  60.007 ms
```

Internetul

- Totalitatea rețelelor interconectate de pe planetă
- Conectarea unei stații la Internet
  - prezența acelei stații într-o rețea care face parte din Internet
  - o stație dintr-o rețea conectată la celelalte rețele
- Gateway
  - ruterul care realizează conexiunea unui rețele cu stații (LAN) la restul rețelelor
  - are, în general, două interfețe de rețea
    - una pentru conexiunea cu rețeaua locală
    - alta pentru conexiunea cu Internetul

Gateway

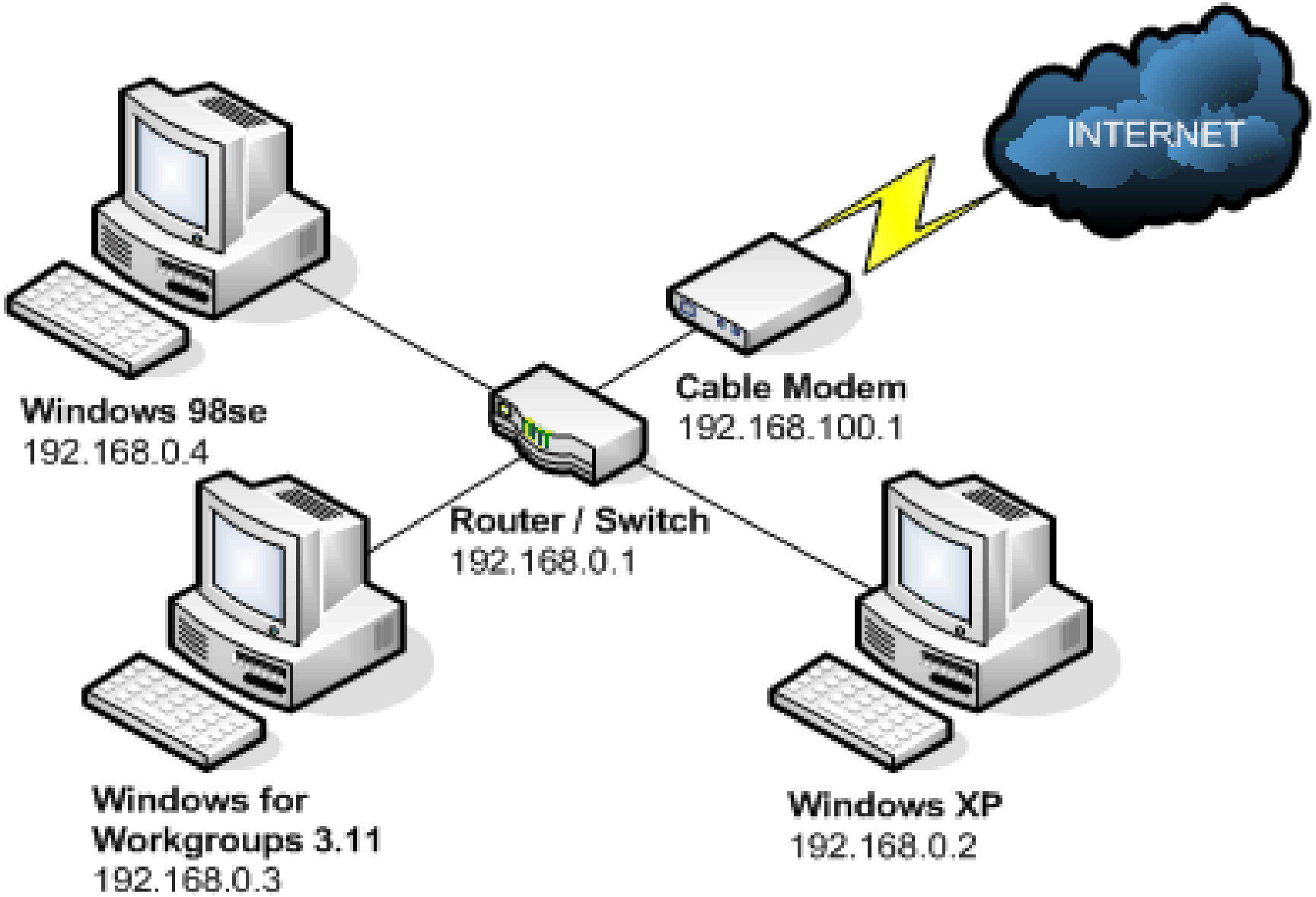

INTERNET
Cable Modem
192.168.100.1
Windows 98se
192.168.0.4
Router / Switch
192.168.0.1
Windows for
Workgroups 3.11
192.168.0.3
Windows XP
192.168.0.2

Tabela de rutare

- Asociată fiecărui ruter
- Folosită pentru a alege calea pe care va trebui să o urmeze un pachet
- Tabelă de asociere
  - partea de potrivire (match): adresă de subrețea
  - partea de acțiunea (route): next-hop sau interfață de rețea
- Funcționare
  - se primeşte un pachet
  - se identifică subrețeaua destinație
  - se parcurge tabela de rutare şi se caută adresa de subrețea (partea de potrivire)
  - se transmite pachetul către next-hop sau pe interfața de rețea (partea de acțiune)

Tabela de rutare (cont.)

- Vizualizarea tabelei de rutare

```
anaconda:~# route
Kernel IP routing table
Destination     Gateway         Genmask         Flags Metric Ref    Use Iface
141.85.37.0     *               255.255.255.0   U     0      0        0 eth0
default         csr.cs.pub.ro   0.0.0.0         UG    0      0        0 eth0
```

- Adăugarea unei rute în tabela de rutare

```
anaconda:~# route add -net 192.168.0.0 netmask 255.255.0.0 gw 141.85.37.5
anaconda:~# route -n
Kernel IP routing table
Destination     Gateway         Genmask         Flags Metric Ref    Use Iface
141.85.37.0     0.0.0.0         255.255.255.0   U     0      0        0 eth0
192.168.0.0     141.85.37.5     255.255.0.0     UG    0      0        0 eth0
0.0.0.0         141.85.37.1     0.0.0.0         UG    0      0        0 eth0
```

Configurarea rețelei

- Se precizează două componente
  - adresa IP (+ masca de rețea)
  - adresa gateway-ului
- Două criterii de clasificare a configurării
  - după persistența configurației
    - configurare persistentă
    - configurare temporară
  - după modul de precizare a parametrilor
    - statică (manuală)
    - dinamică (automată) (DHCP – Dynamic Host Configuration Protocol)

Configurare temporară

- statică

```
# ifconfig eth0 192.168.0.10 netmask 255.255.255.0 broadcast 192.168.0.255
# route add default gw 192.168.0.1
```

- dinamică (DHCP)

```
# dhclient eth0
```

Configurare persistentă

- Cum se realizează o configurare permanentă?
  - în cadrul unui fişier
  - /etc/network/interfaces

- Configurare dinamică

```
iface eth0 inet dhcp
```

- Configurare statică

```
iface eth0 inet static
    address 192.168.0.10
    netmask 255.255.255.0
    broadcast 192.168.0.255
    gateway 192.168.0.1
    dns-nameservers 195.238.2.21
```

Cuvinte cheie

- rețea de calculatoare
- conectare
- topologie de rețea
- mediu de transmisie
- adresă MAC
- ipconfig, ifconfig
- repetor, hub
- switch, ruter
- LAN, MAN, WAN
- Internet
- interfață de rețea
- protocol
- stivă de protocoale
- DNS
- adresă IP
- mască de subrețea
- adresă de subrețea
- adresă de difuzare
- ifconfig
- rută
- gateway
- tabelă de rutare
- route

Resurse utile

- http://en.wikipedia.org/wiki/Computer_network
- http://computer.howstuffworks.com/home-network.htm
- http://computer.howstuffworks.com/lan-switch.htm
- http://www.yolinux.com/TUTORIALS/LinuxTutorialNetworking.html
- http://www.faqs.org/docs/linux_network/
- http://www.debian.org/doc/manuals/reference/ch-gateway.en.html

The End

1. DESCRIEREA TOPOLOGIILOR REȚELELOR DE DATE

1.1 Transmisia datelor în rețelele de calculatoare

O rețea de calculatoare este alcătuită dintr-un ansamblu de echipamente interconectate între ele prin intermediul unor echipamente de rețea, cu scopul transmisiei de date şi partajării resurselor.

O rețea poate partaja diverse tipuri de resurse:

- Servicii – cum ar fi imprimarea sau scanare;
- Spații de stocare pe suporturi externe – cum ar fi hard-diskurile;
- Aplicații – cum ar fi bazele de date

Echipamentele interconectate pot fi sisteme de calcul (desktop sau laptop) sau echipamente periferice (imprimante, scannere etc)

Conectivitatea este asigurată de echipamente de rețea (hub-uri, switch-uri, rutere, puncte de acces wireless)

Transmisia datelor se realizează prin medii de transmisie care pot fi:

- Conductoare de cupru – pentru transmisia datelor sub formă de semnale electrice;
- Fibră optică – din fibre de sticlă sau materiale plastice – pentru a transporta datele sub formă de impulsuri luminoase;
- Medii de transmisie a datelor fără fir – transmit datele sub formă de unde radio, microunde, raze infraroşii sau raze laser - în cadrul conexiunilor fără fir (wireless);

În timpul transmisiei de la un calculator sursă la un calculator destinație, datele suferă o serie de modificări:

- Înainte de a fi transmise în rețea, datele sunt transformate în flux de caractere alfanumerice, apoi sunt împărțite în segmente, care sunt mai uşor de manevrat şi permit mai multor utilizatori să transmită simultan date în rețea;
- Fiecărui segment i se ataşează apoi un antet (header), care conține o serie de informații suplimentare cum ar fi:
    - un semnal de atenționare, care indică faptul că se transmite un pachet de date;
    - adresa IP a calculatorului-sursă;
    - adresa IP a calculatorului-destinație;
    - informații de ceas pentru sincronizarea transmisiei) şi un postambul care

este de obicei o componentă de verificare a erorilor (CRC). Segmentul, astfel modificat se numeşte pachet, pachet IP sau datagramă;

- Fiecărui pachet i se ataşează apoi un al doilea antet care conține adresele MAC ale calculatorului-sursă, respectiv ale calculatorului-destinație. Pachetul se transformă astfel în cadru (frame);

Cadrele circulă prin mediul de transmisie sub formă de şiruri de biți. Există mai multe tipuri de cadre, în funcție de standardele folosite la descrierea lor (cadru Ethernet, cadru FDDI, etc.).

Odată ajunse la calculatorul-destinație, şirurile de biți suferă procesul invers de transformare. Li se detaşează antetele, segmentele sunt apoi reasamblate, li se verifică integritatea şi numărul, apoi sunt aduse la o formă care poate fi citită de utilizator.

Procesul de împachetare a datelor se numeşte încapsulare, iar procesul invers, de detaşare a informațiilor suplimentare se numeşte decapsulare. Trebuie menționat că în timpul încapsulării, datele propriu-zise rămân intacte

Sunt definite două tehnologii de transmisie a datelor: transmisia prin difuzare (broadcast) şi transmisia punct-la-punct.

- Transmisia prin difuzare utilizează de cele mai multe ori un singur canal de comunicație care este partajat de toate stațiile din rețea. Orice stație poate trimite pachete, care sunt primite de toate celelalte stații, operațiunea numindu-se difuzare. Stațiile prelucrează numai pachetele care le sunt adresate şi le ignoră pe toate celelalte. În unele rețele cu difuzare este posibilă transmisia simultană de pachete către mai multe stații conectate la rețea, operațiune ce poartă numele de trimitere multiplă. Această tehnică se utilizează cu precădere în rețelele de mici dimensiuni, localizate în aceeaşi arie geografică.
- Transmisia punct-la-punct se bazează pe conexiuni pereche între stații, cu scopul transmiterii de pachete. Pentru a parcurge traseul de la o sursă la destinație intr-o rețea de acest tip, un pachet va „călatori" prin una sau mai multe maşini intermediare. Pot exista mai multe trasee între o sursă şi o destinație motiv pentru care în aceste situații este necesara implementarea unor algoritmi specializați de dirijare. Tehnica punct-la-punct este caracteristică rețelelor mari

Cantitatea de informație care poate fi transmisă în unitatea de timp este exprimată de o mărime numită lățime de bandă (bandwidth), şi se măsoară în biți pe secundă (bps). Adeseori în aprecierea lățimii de bandă se folosesc multiplii cum ar fi:

- Kbps – kilobiți pe secundă;
- Mbps – kilobiți pe secundă;

O rețea suportă trei moduri de transmisie a datelor: simplex, half-duplex şi full-duplex:

- Simplex- întâlnit şi sub numele de transmisie unidirecțională, constă în transmisia datelor într-un singur sens. Cel mai popular exemplu de transmisie simplex este transmisia semnalului de la un emițător (stația TV) către un receptor(televizor);
- Half-duplex – constă în transmiterea datelor în ambele direcții alternativ. Datele circulă în acest caz pe rând într-o anumită direcție. Un exemplu de transmisie half-duplex este transmisia datelor între stațiile radio de emisie-recepție. Sistemele sunt formate din două sau mai multe stații de emisie-recepție dintre care una singură joacă rol de emițător, în timp ce celelalte joacă rol de receptor;
- Full-duplex – constă în transmisia datelor simultan în ambele sensuri. Lățimea de bandă este măsurată numai într-o singură direcție (un cablu de rețea care funcționează în full-duplex la o viteză de 100 Mbps are o lățime de bandă de 100 Mbps). Un exemplu de transmisie full-duplex este conversația telefonică.

1.2. Tipuri de rețele

1.2.1. Rețele de tip LAN, WAN şi WLAN

O clasificare a rețelelor după criteriul răspândirii pe arii geografice, al modului de administrare si al mediului de transmisie a datelor ar evidenția, printre altele , următoarele trei tipuri de rețele: rețele locale de calculatoare (LAN – Local Area Network); rețele de întindere mare (WAN – Wide Area Network); rețele fără fir (WLAN – Wireless Local Area Network).

- Rețele LAN

Rețeaua locală de calculatoare este o rețea de echipamente interconectate răspândite pe o suprafață de mici dimensiuni (încăpere, clădire, grup de clădiri apropiate).

Conceptul de LAN face referire la o rețea de calculatoare interconectate şi supuse aceloraşi politici de securitate şi control a accesului la date, chiar dacă acestea sunt amplasate în locuri diferite (clădiri sau chiar zone geografice). În acest context, conceptul de local se referă mai degrabă la controlul local decât la apropierea fizică între echipamente. Transmisia datelor în rețelele LAN tradiționale se face prin conductoare de cupru.

- Rețele WAN

O rețea de întindere mare este alcătuită din mai multe rețele locale (LAN-uri) aflate în zone geografice diferite. Rețelele de întindere mare acoperă arii geografice extinse, o rețea WAN se poate întinde la nivel național sau internațional.

În mod specific în aceste rețele calculatoarele se numesc gazde (host), termen care se extinde şi la rețelele LAN care fac parte din acestea. Gazdele sunt conectare printr-o subrețea de comunicație care are sarcina de a transporta mesajele de la o gazdă la alta. Subrețeaua este formată din două componente distincte: liniile de transmisie şi elementele de comutare. Elementele de comutare, numite generic noduri de comutare, sunt echipamente specializate, folosite pentru a interconecta două sau mai multe linii de transmisie.

Unele rețele WAN aparțin unor organizații a căror activitate se desfăşoară pe o arie largă şi sunt private. Cel mai popular exemplu de rețea WAN este Internetul, care este format din milioane de LAN-uri interconectate cu sprijinul furnizorilor de servicii de comunicații (TSP-Telecommunications Service Providers).

- Rețele WLAN

Sunt rețele locale care transmisia datelor se face prin medii fără fir. Într-un WLAN, stațiile, care pot fi echipamente mobile – laptop – sau fixe – desktop - se conectează la echipamente specifice numite puncte de acces. Stațiile sunt dotate cu plăci de rețea wireless. Punctele de acces, de regulă routere, transmit şi recepționează semnale radio către şi dinspre dispozitivele wireless ale stațiilor conectate la rețea.

Punctele de acces se conectează de obicei la rețeaua WAN folosind conductoare de cupru. Calculatoarele care fac parte din WLAN trebuie să se găsească în raza de acțiune a acestor puncte de acces, care variază de la valori de maxim 30 m în interior la valori mult mai mari în exterior, în funcție de tehnologia utilizată.

Primele transmisii de date experimentale în rețele rețele wireless au avut loc în anii 70 si au folosit ca agent de transmisie a datelor in rețea undele radio sau razele infraroşii. Între timp, tehnologia a evoluat şi s-a extins până la nivelul utilizatorilor casnici..

În prezent există mai multe moduri de a capta datele din eter: Wi-Fi, Bluetooth, GPRS, 3G ş.a. Acestora li se adaugă o nouă tehnologie care poate capta datele de şapte ori mai repede şi de o mie de ori mai departe decât populara tehnologie Wireless Fidelity (Wi-Fi), numită WiMAX. În timp ce rețelele Wi-Fi simple au o rază de acțiune de aproximativ 30 m, WiMax utilizează o tehnologie de microunde radio care măreşte distanța la aproximativ 50 km. Astfel, se pot construi rețele metropolitane WiMAX.

Avantaje:

- Simplitate in instalare;
- Grad ridicat de mobilitate a echipamentelor – tehnologia s-a popularizat cu precădere pentru conectarea la rețea a echipamentelor mobile;
- Tehnologia poate fi utilizată în zone în care cablarea este dificil sau imposibil de realizat;
- Costul mai ridicat al echipamentelor wireless este nesemnificativ raportat la costul efectiv şi costul manoperei în cazul rețelelor cablate;
- Conectarea unui nou client la o rețea wireless nu implică folosirea unor echipamente suplimentare.

Dezavantaje:

- Securitate scăzută;
- Raza de acțiune în cazul folosirii echipamentelor standart este de ordinul zecilor de metrii. Pentru extinderea ei sunt necesare echipamente suplimentare care cresc costul;
- Semnalele transmise sunt supuse unor fenomene de interferențe care nu pot fi controlate de administratorul de rețea şi care afectează stabilitatea şi fiabilitatea rețelei– motiv pentru care serverele sunt rareori conectate wireless;

- Lățimea de bandă mică (1-108 Mbit/s) în comparație cu cazul rețelelor cablate (până la câțiva Gbit/s);

1.2.2. Rețele peer-to-peer (P2P) şi rețele client-server

Într-o rețea de calculatoare comunicarea are loc între două entități: clientul care emite o cerere prin care solicită o anumită informație şi serverul care primeste cererea, o prelucreaza iar apoi trimite clientului informatia solicitată. Dacă ar fi să clasificăm rețelele după ierarhia pe care o au într-o rețea echipamentele conectate, ar trebui să facem referire la două tipuri de rețele: rețele de tip peer-to-peer şi rețele de tip client-server.

- Rețele peer-to-peer

Într-o rețea peer-to-peer, toate calculatoarele sunt considerate egale (peers), fiecare calculator îndeplineşte simultan şi rolul de client şi rolul de server, neexistînd un administrator responsabil pentru întreaga rețea. Un exemplu de serviciu care poate fi oferit de acest tip de rețele este partajarea fişierelor. Acest tip de rețele sunt o alegere bună pentru mediile în care: există cel mult 10 utilizatori, utilizatorii se află într-o zonă restrânsă, securitatea nu este o problemă esențială, organizația şi rețeaua nu au o creştere previzibilă în viitorul apropiat:

Neajunsuri ale rețelelor peer-to-peer sunt următoarele:

- Nu pot fi administrate centralizat;
- Nu poate fi asigurată o securitate centralizată, ceea ce înseamnă că fiecare calculator trebuie să folosească măsuri proprii de securitate a datelor;
- Datele nu pot fi stocate centralizat, trebuie menținute backup-uri separate ale datelor, iar responsabilitatea cade în sarcina utilizatorilor individuali;
- Administrarea rețelelor peer-to-peer este cu atât mai complicată cu cât numărul calculatoarelor interconectate este mai mare.

- Rețele client-server

Rețele client-server, în care un calculator îndeplineşte rolul de server, în timp ce toate celelalte îndeplinesc rolul de client. De regulă, serverele sunt specializate (servere dedicate) în efectuarea diferitelor procesări pentru sistemele-client, cum ar fi:

- Servere de fişiere şi imprimare – oferă suport sigur pentru toate datele şi gestionează tipărirea la imprimantele partajate în rețea pot fi administrate centralizat;
- Servere web – găzduiesc pagini web;
- Servere pentru aplicații – cum ar fi serverele pentru baze de date;
- Servere de mail – gestionează mesaje electronice;
- Servere pentru gestiunea securității – asigură securitatea unei rețele locale când aceasta este conectată la o rețea de tipul Internetului – exemple: firewall, proxy-server;
- Servere pentru comunicații – asigură schimbul de informații între rețea şi clienții din afara acesteia.

Rețelele client-server se folosesc cu precădere pentru comunicarea de date în rețea, marea majoritate a aplicațiilor software dezvoltate au la bază acest model. Printre avantajele rețelelor de tip client-server se numără:

- administrarea centralizată, administratorul de rețea fiind cel asigură back-up-urile de date ervere de fişiere şi imprimare – oferă suport sigur pentru toate datele şi gestionează tipărirea la imprimantele partajate în rețea pot fi administrate centralizat;
- implementarea măsurile de securitate şi controlul accesul utilizatorilor la resurse;
- funcționarea cu sisteme-client de capabilități diverse;
- securitate ridicată a datelor;
- controlul accesului exclusiv la resurse a clientilor autorizați;
- întretinere usoară.

- Rețelele hibride – sunt o combinație a modelului client-server cu modelul peer-to-peer. Stațiile (peers) depozitează resursele partajate iar serverul păstrează informații în legătură cu stațiile (adresa lor, lista resurselor deținute de acestea) şi răspunde la cererea de astfel de informații. Un exemplu de serviciu oferit de o astfel de rețea este descărcarea de fişiere de pe site-urile torrent.

1.3. Topologii de rețele de calculatoare

Topologia este un termen care desemnează maniera de proiectare a unei rețele. Există două tipuri de topologii: topologia fizică şi topologia logică:

1.3.1. Topologia logică

Topologia logică descrie metoda folosită pentru transferul informațiilor de la un calculator la altul.

Cele mai comune două tipuri de topologii logice sunt broadcast şi pasarea jetonului (token passing)

- Într-o topologie broadcast, o stație poate trimite pachete de date în rețea atunci când rețeaua este liberă (prin ea nu circulă alte pachete de date). În caz contrar, stația care doreşte să transmită aşteaptă până rețeaua devine liberă. Dacă mai multe stații încep să emită simultan pachete de date în rețea, apare fenomenul de coliziune. După apariția coliziunii, fiecare stație aşteaptă un timp(de durată aleatoare), după care începe din nou să trimită pachete de date. Numărul coliziunilor într-o rețea creşte substanțial odată cu numărul de stații de lucru din rețeaua respectivă, şi conduce la încetinirea proceselor de transmisie a datelor în rețea, iar dacă traficul depăşeşte 60% din lățimea de bandă, rețeaua este supraîncărcată şi poate intra în colaps.
- Pasarea jetonului controlează accesul la rețea prin pasarea unui jeton digital secvențial de la o stație la alta. Când o stație primeşte jetonul, poate trimite date în rețea. Dacă stația nu are date de trimis, pasează mai departe jetonul următoarei stații şi procesul se repetă.

1.3.2. Topologia fizică

Topologia fizică defineşte modul în care calculatoarele, imprimantele şi celelalte echipamente se conectează la rețea.

Topologii fizice fundamentale sunt: magistrală, inel, stea, plasă (mesh), arbore.

- Topologia magistrală

Foloseşte un cablu de conexiune principal, la care sunt conectate toate calculatoarele vezi figura 1.1.

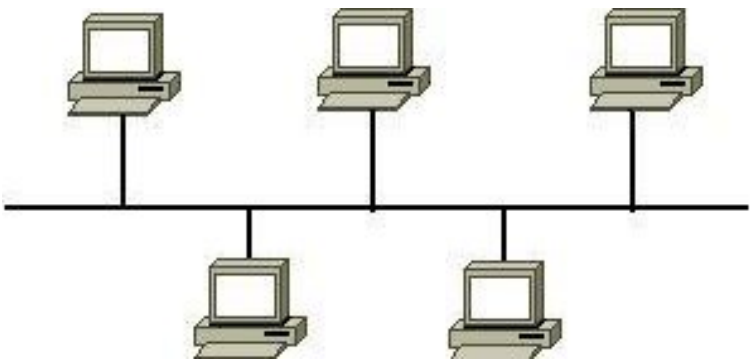


Fig. 1.1 Topologia magistrală

Cablul principal are la capete instalate capace (terminatoare) care previn fenomenul de reflexie a semnalelor, fenomen care poate genera erori în transmisia datelor.

Topologia magistrală are avantajul consumului redus de cablu si al conectării facile a calculatoarelor. În schimb, identificarea defectelor de rețea este dificilă, dacă apar întreruperi în cablu, rețeaua nu mai funcționează şi este nevoie de terminatori la ambele capete ale cablului.

Această topologie nu este practică decât pentru cele mai mici rețele peer-to-peer ieftine, care asigură o conectivitate elementară. Aceste produse sunt destinate utilizării casnice şi în birourile mici, însă o excepție al modului de transmitere de informații al acestui tip de topologie îl reprezintă standardul IEEE 802.4 Token Bus LAN, care îi oferea utilizatorului un grad înalt de control în determinarea perioadei maxime în care poate fi transmis un cadru de date.

- Topologia inel

Într-o topologie inel (ring), fiecare dispozitiv este conectat la următorul, de la primul până la ultimul, ca într-un lanț.

A început ca simplă topologie peer-to-peer. Fiecare stație de lucru din rețea avea două conexiuni: câteuna cu fiecare dintre vecinii cei mai apropiați.

Interconectarea trebuia să formeze un cerc, sau inel (ring), prin care datele erau transmise unidirecțional vezi figura 1.2. Fiecare stație de lucru avea rolul de repetor, acceptând şi răspunzând pachetelor de date care îi erau adresate şi transmițând celelalte pachete stației următoare din inel.

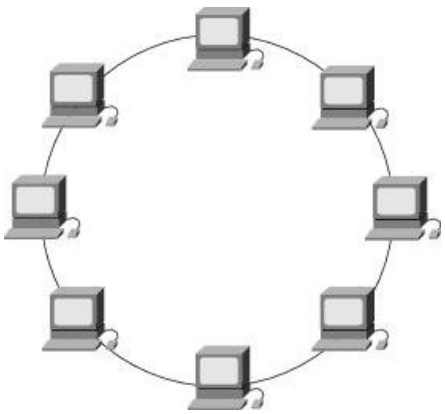


Fig. 1.2 Topologie de tip inel

Topologia inel inițială avea între stațiile de lucru conexiuni peer-to-peer, ce trebuiau să fie închise, adică să formeze un inel. Avantajul acestor rețele LAN era că timpul de răspuns era destul de previzibil. Cu cât erau mai multe dispozitive în inel, cu atât creşteau întârzierile rețelei. Dezavantajul era că, la început, rețelele în inel puteau fi complet dezactivate dacă una dintre stațiile de lucru se defecta.

Aceste inele primitive au fost depaşite odată cu apariția sistemului Token Ring al firmei IBM, care a fost standardizat prin specificația 802.5 a standardului IEEE. Acest sistem utilizează o sevență de biți specială, cunoscută ca jeton (token), pentru a controla accesul la mediul de transmisie. Un jeton conține câmpurile de delimitare a începuturilor de cadru, de control al accesului şi de delimitare a sfârşitului şi are rolul de a trece într-o sevență circulară pe la toate punctele de capăt din rețea.

Token Ring a deviat de la interconectarea peer-to-peer în favoarea unui concentrator repetor (hub), ceea ce a eliminat vulnerabilitatea rețelelor în inel la căderea stațiilor, prin eliminarea construcției peer-to-peer în inel. În ciuda numelui, rețelele Token Ring sunt implementate cu o topologie în stea şi o metodă circulară de acces.

- Topologia stea

Are un punct de conectare central, care este de obicei un echipament de rețea, precum un hub, switch sau router vezi figura 1.3.

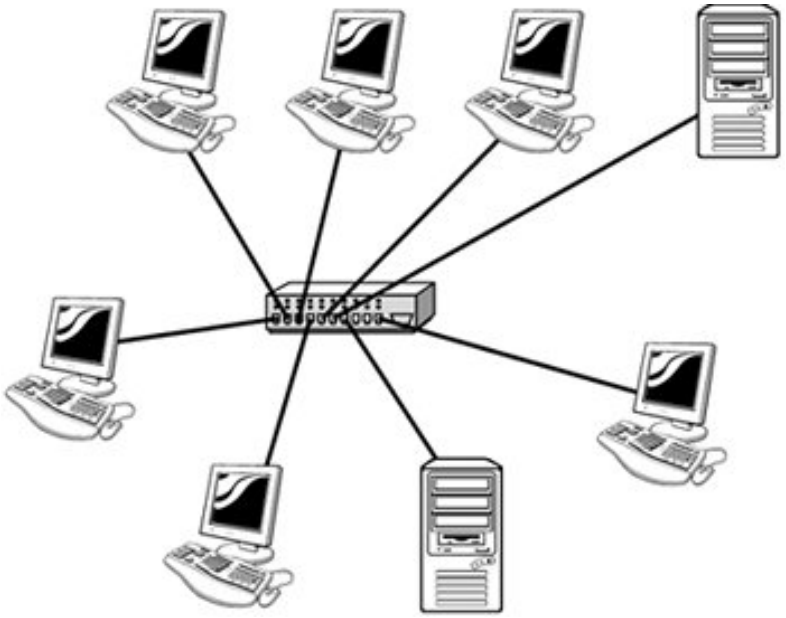


Fig. 1.3 Topologie de tip stea

Fiecare stație din rețea se conectează la punctul central prin câte un segment de cablu, fapt care conferă acestei toplogii avantajul că se depanează uşor. Dacă un segment de cablu se defectează, acest defect afectează numai calculatorul la care este conectat, celelalte stații rămânând operaționale.

Topologia stea are dezavantajul costului ridicat şi al consumului ridicat de cablu. În plus, dacă un hub se defectează, toate echipamentele din acel nod devin nefuncționale. În schimb, calculatoarele se conectează uşor, rețeaua nu este afectată dacă sunt adăugate sau deconectate calculatoare şi detectarea defectelor este simplă.

- Topologia plasă (mesh)

Într-o topologie mesh, fiecare echipament are conexiune directă cu toate celelalte. Dacă unul din cabluri este defect, acest defect nu afectează toată rețeaua ci doar conexiunea dintre cele două stații pe care le conectează. Altfel spus, dacă o parte a infrastructurii de comunicație sau a nodurilor devine nefuncțională, se găseşte oricând o noua cale de comunicare.

Topologia plasă se foloseşte în cadrul rețelelor WAN care interconectează LAN-uri. În plus, datorita fiabilității ridicate aceste topologii sunt exploatate in cazul aplicațiilor spațiale, militare sau medicale unde întreruperea comunicației este inacceptabilă.

- Topologia arbore (tree)

Combină caracteristicile topologiilor magistrală şi stea. Nodurile sunt grupate în mai multe topologii stea, care, la rândul lor, sunt legate la un cablu central vezi figura 1.4.

Topologia arbore prezintă dezavantajul limitării lungimii maxime a unui segment. În plus, dacă apar probleme pe conexiunea principală sunt afectate toate calculatoarele de pe acel segment. Avantajul topologiei arbore constă în faptul că segmentele individuale au legături directe

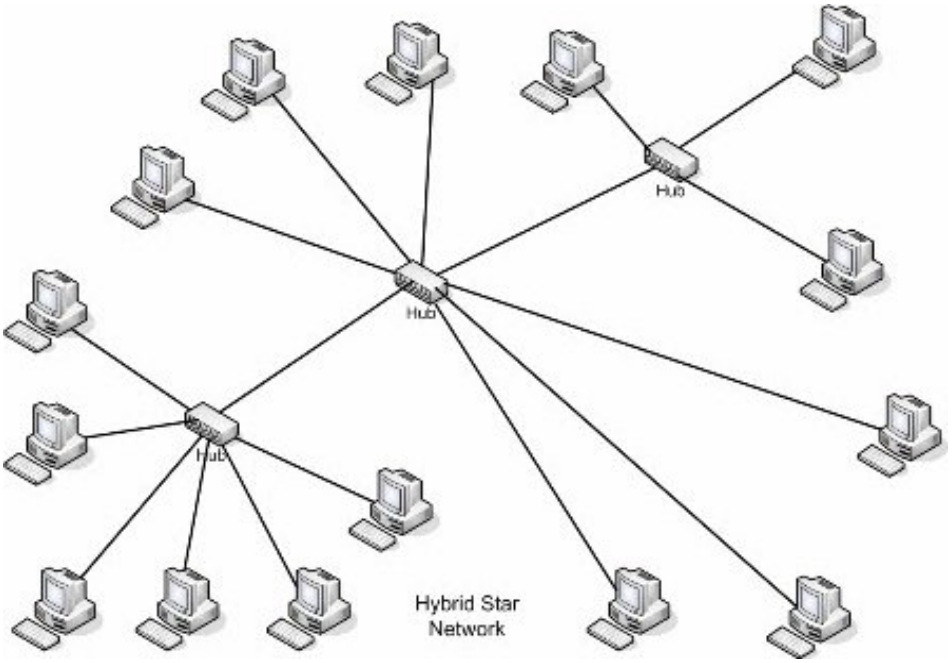


Fig 1.4 Topologie de tip arbore

În practică se întâlnesc de multe ori topologii compuse rezultate din combinarea topologiilor fundamentale, cum ar fi, spre exemplu este topologia magistrală-stea: mai multe rețele cu topologie stea sunt conectate la un cablu de conexiune principal.

2. ARHITECTURA REȚELELOR DE CALCULATOARE

Arhitecturile pentru LAN descriu atât topologiile fizice cât şi pe cele logice folosite într-o rețea

2.1 Arhitectura Ethernet

Ethernet este denumirea unei familii de tehnologii de rețele de calculatoare, bazate pe transmisia cadrelor (frames) şi utilizate la implementarea rețelelor locale de tip LAN. Ethernetul se defineşte printr-un şir de standarde pentru cablare şi semnalizare aparținând primelor două nivele din Modelul de Referință OSI - nivelul fizic şi legătură de date.

Numele ethernet provine de la cuvântul "eter" ilustrând faptul că mediul fizic (de exemplu cablurile) transportă biți către toate stațiile de lucru într-un mod asemănător cu străvechiul "luminiferous ether", despre care se credea odată că este mediul prin care se propagă undele eletromagnetice

Ethernetul a fost inventat pe baza ideii că pentru a lega computerele între ele astfel ca să formeze o rețea este nevoie de un mediu de transmisie central cum ar fi un cablu coaxial partajat. Conceptul şi implementarea Ethernetului s-au dezvoltat permanent, ajungându-se azi la tehnologiile de rețea complexe, care constituie fundamentul majorității LAN-urilor actuale. În loc de un mediu (cablu) central, tehnologiile moderne utilizează legături de tipul punct-la-punct, hub, switch (comutator), bridge (punte) şi repeater, bazate pe fire de cupru torsadate care reduc costurile instalării, măresc fiabilitatea şi înlesnesc managementul şi reparațiile rețelei.

Arhitectura Ethernet foloseşte:

- O topologie logică de tip broadcast şi o topologie fizică de tip magistrală sau stea.

Vitezele de transfer standard sunt de 10 Mbps şi 100 Mbps, iar noile standarde specifice pentru arhitectura Gigabit Ethernet permit viteze de până la 1000 MbpsConductoare de cupru – pentru transmisia datelor sub formă de semnale electrice;

- Metoda de control a accesului CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Access Collision Detection = Acces multiplu cu detecția purtătoarei şi coliziunii).

Conform acestei metode, dacă o stație din rețea doreşte să transmită date trebuie ca înainte să "asculte" mediul de transmisie, proces similar cu a aştepta tonul înainte de a forma un număr pe linia telefonică. Dacă nu detectează nici un alt semnal, atunci poată să trimită datele. Dacă nici una din celelalte stații conectate la rețea nu transmite date în acel moment, datele transmise vor ajunge în siguranță la calculatorul destinație, fără nici o problemă. Dacă, însă, în acelaşi moment cu primul calculator, şi alt calculator din rețea decide că mediul de transmisie este liber şi transmite datele în acelaşi moment cu primul, va avea loc o coliziune. Prima stație din rețea care a depistat coliziunea, adică dublarea tensiunii pe mediul de transmisie, va transmite către toate stațile un semnal de jam, care le avertizează să oprească transmisia şi să execute un algoritm de încetare a comunicației pentru un timp (backoff algorithm). Acest algoritm generează un timp aleator de una, două milisecunde sau chiar mai scurt, de circa o miime de secundă, interval de timp după care stațiile să reînceapă transmisia. Algoritmul este repetat ori de câte ori apare o coliziune în rețea

- Cablu coaxial (la primele retele Ethernet) torsadat sau fibre optice ca mediu de transmisie a datelor.
- Cadrul Ethernet, ce constă dintr-un set standardizat de biți utilizat la transportul datelor şi al cărui structură este ilustrată în figura 2.1

PRE	START	A D	A S	TIP/LUNGIME	DATE	CRC
7 byte	1 byte	6 byte	6 byte	4 byte	46-1500 byte	4 byte

Fig. 2.1. Structura unui cadru Ethernet

Informațiile dintr-un asemena cadru sunt următoarele:

- PRE - Preambulul constă într-o secvență alternantă de 1 şi 0 ce indică stațiilor receptoare sosirea unui cadru
- START - Delimitatorul de start al cadrului - conține o secvență alternantă de 1 şi 0 şi care se termină cu doi de 1 consecutivi, indicând faptul că următorul bit constituie începutul primului octet din adresa destinație ;
- AD - Adresa destinație - identifică stația ce trebuie să recepționeze cadrul.
- AS - Adresa sursă - adresa stației ce a emis cadrul ;
- TIP/LUNGIME- indică numărul de biți de date conținuți în câmpul de date al cadrului.
- DATE - o secvență de date de maxim 1500 de octeți. Dacă lungimea cadrului de date este inferioară valorii de 46 de octeți, este nevoie să se completeze restul biților până se ajunge la valoarea minimă impusă de standard (tehnică cunoscută sub numele de padding) ;
- CRC - semnalizează apariția unor eventuale erori în cadrul de transmisie.

Cu toate progresele făcute, formatul cadrelor nu s-a schimbat, astfel încât toate rețelele Ethernet pot fi interconectate fără probleme. Fiecare calculator echipat Ethernet poartă denumirea de stație.

Arhitectura Ethernet este o arhitectură populară deoarece oferă echilibru între viteză, preț şi instalare facilă.

2.2. Arhitectura Token Ring

Este integrată în sistemele mainframe, dar şi la conectarea calculatoarelor personale în rețea. Foloseşte o tehnologie fizică stea-cablată inel numită Token Ring. Astfel, văzută din exterior rețeaua pare a fi proiectată ca o stea, calculatoarele fiind conectate la un hub central, numit unitate de acces multiplu (MAU sau MSAU- Multi Station Access Unit), iar în interiorul echipamentului cablajul formează o cale de date circulară, creând un inel logic.

Arhitectura foloseşte topologia logică de pasare a jetonului. Inelul logic este creat astfel de jetonul care se deplasează printr-un port al MSAU către un calculator. Dacă respectivul calculator nu are date de transmis, jetonul este trimis înapoi către MSAU şi apoi pe următorul port către următorul calculator. Acest proces continuă pentru toate calculatoarele, dând astfel impresia unui inel fizic.

Foloseşte ca mediu de transmisie a datelor cablul torsadat, cablul coaxial sau fibra optică.

2.3. Arhitectura FDDI

Arhitectura FDDI (Fiber Distributed Data Interface), bazată pe topologia logică Token Ring, foloseşte fibra optică şi funcționează pe o topologie fizică de tip inel dublu. Inelul dublu este alcătuit dintr-un inel principal, folosit pentru transmiterea datelor, şi un inel secundar, folosit în general pentru back-up (linie de siguranță).

Prin aceste inele, traficul se desfăşoară în sensuri opuse. În mod normal, traficul foloseşte doar inelul primar. În cazul în care acesta se defectează, datele o să circule în mod automat pe inelul secundar în direcție opusă. Un inel dublu suportă maxim 500 de

calculatoare pe inel. Lungimea totală a fiecărui inel este de 100 km şi se impune amplasarea unui repetor care să regenereze semnalele la fiecare 2 km. Inelul principal oferă rate de transfer de până la 100 Mbps, iar dacă cel de-al doilea inel nu este folosit pentru backup, capacitatea de transmisie poate fi extinsă până la 200 Mbps.

În FDDI se întâlnesc două categorii de staţii, fiecare având două porturi prin care se conectează la cele două inele:

- staţii de clasă A, ataşate ambelor inele
- staţii de clasă B ataşate unui singur inel

2.4. Standarde Ethernet

Standardizarea asigură compatibilitatea echipamentelor care folosesc aceeaşi tehnologie. Există numeroase organizaţii de standardizare, care se ocupă cu crearea de standarde pentru rețelele de calculatoare.

IEEE (The Institute of Electrical and Electronic Engineers) este o asociaţie profesională tehnică nonprofit fondată în 1884, formată din peste 3777000 de membrii din 150 de ţări, cu ocupaţii diferite – ingineri, oameni de ştiinţă, studenţi. IEEE este foarte cunoscut pentru dezvoltarea standardelor pentru industria calculatoarelor şi electronicelor în particular.

Pentru a asigura compatibilitatea echipamentelor într-o rețea Ethernet, IEEE a dezvoltat o serie de standarde recomandate producătorilor de echipamente Ethernet. Au fost elaborate astfel:

- Standarde pentru rețele cu cabluri
- Standarde pentru rețele cu fir

2.4.1. Standarde pentru rețele cu cabluri

În cazul rețelelor cu arhitectură Ethernet şi mediu de transmisie a datelor prin cablu, a fost elaborat standardul IEEE 802.3.

Au fost implementate o serie de tehnologii care respectă standardul Ethernet 802.3. dintre acestea cele mai comune sunt:

- 10BASE-T;
- 100 BASE-TX (cunoscută şi sub numele de Fast Ethernet deoarece dezvoltă o lăţime de bandă mai mare decât precedenta);
- 1000BASE-T (cunoscută şi sub numele de Gigabit Ethernet);
- 10BASE-FL;
- 100BASE-FX;
- 1000BASE-SX;
- 1000BASE-LX.;

Numărul din partea stângă a simbolului ilustrează valoarea în Mbps a lăţimii de bandă a aplicaţiei

Termenul BASE ilustrează faptul că transmisia este baseband – întreaga lăţime de bandă a cablului este folosită pentru un singur tip de semnal

Ultimele caractere se referă la tipul cablului utilizat (T-indică un cablu torsadat, F, L şi S indică fibra optică)

Avantajele şi dezavantajele tehnologiilor Ethernet dezvoltate în medii de transmisie prin cablu sunt ilustrate în tabelul 2.1.

Tabelul 2.1

Tehnologia	Avantaje	Dezavantaje
10BASE-T	Costuri de instalare mici în comparație cu fibra optică Sunt mai uşor de instalat decât cablurile coaxiale Echipamentul şi cablurile sunt uşor de îmbunătățit	Lungimea maximă a unui segment de cablu este de doar 100 m Cablurile sunt susceptibile la interferențe electromagnetice
100BASE-TX	Costuri de instalare mici în comparație cu fibra optică Sunt mai uşor de instalat decât cablurile coaxiale Echipamentul şi cablurile sunt uşor de îmbunătățit Lățimea de bandă este de 10 ori mai mare decât în cazul tehnologiilor 10BASE-T	Lungimea maximă a unui segment de cablu este de doar 100 m Cablurile sunt susceptibile la interferențe electromagnetice
1000BASE-T	Lățimea de bandă de până la 1 GB Suportă interoperabilitatea cu 10BASE-T şi cu 100BASE-TX	Lungimea maximă a unui segment de cablu este de doar 100 m Cablurile sunt susceptibile la interferențe electromagnetice Cost ridicat pentru plăci de rețea şi switch-uri Gigabit Ethernet Necesită echipament suplimentar

2.4.2. Standarde Ethernet pentru rețele fără fir

În cazul rețelelor cu arhitectură Ethernet şi mediu de transmisie a datelor fără fir, IEEE a elaborat standardul IEEE 802.11 sau Wi-Fi. Acesta este compus dintr-un grup de standarde , pentru care sunt specificate frecvența semnalelor de transmisie radio, lățimea de bandă , raza de acoperire şi alte capabilități ce sunt ilustrate în tabelul 2.2.

Tabelul 2.2

	Lățime bandă	Frecvență	Raza de acțiune	Interoperabilitate
IEEE 802.11a	Până la 54 Mbps	5 GHz	45,7 m	Incompatibil cu IEEE 802.11b, IEEE 802.11g, IEEE 802.11n
IEEE 802.11b	Până la 11 Mbps	2,4 GHz	91 m	Compatibil cu IEEE 802.11g
IEEE 802.11g	Până la 54 Mbps	2,4 GHz	91 m	Compatibil cu IEEE 802.11b
IEEE 802.11n	Până la 540 Mbps	2,4 GHZ	250 m	Compatibil cu IEEE 802.11b şi cu IEEE 802.11g

3. MODELUL ARHITECTURAL OSI

Elaborarea standardelor pentru rețele a devenit necesară datorită diversificării echipamentelor şi serviciilor, care a condus la apariția de rețele eterogene din punctul de vedere al tipurilor de echipamente folosite. În plus, multitudinea de medii fizice de comunicație a contribuit la decizia de a defini reguli precise pentru interconectarea sistemelor. ISO a elaborat un model arhitectural de referință pentru interconectarea calculatoarelor, cunoscut sub denumirea de modelul arhitectural ISO-OSI (Open System Interconnection).

OSI (Open System Interconnection) a fost emis in 1984 şi este un model în şapte straturi dezvoltat de ISO (International Standardization Organization) pentru descierea modului în care se pot combina diverse dispozitive pentru a comunica intre ele.

Modelul nu precizează cum se construiesc straturile, dar insistă asupra serviciilor oferite de fiecare şi specifică modul de comunicare între ele prin intermediul interfețelor. Fiecare producator poate construi straturile aşa cum doreşte, însă fiecare strat trebuie să furnizeze un anumit set de servicii. Proiectarea arhitecturii pe straturi determină extinderea sau îmbunătățirea facilă a sistemului. De exemplu, schimbarea mediului de comunicație nu determină decât modificarea nivelului fizic, lăsând intacte celelalte straturi.

Astfel, OSI a fost elaborat pentru a furniza producătorilor de echipamente de comunicație un set de standarde, respectarea cărora asigurând compatibilitatea şi interoperabilitatea între diverse tehnologii furnizate de firme diferite. Însuşi termenul de Open din denumire semnifică faptul că utilizarea standardelor este publică şi gratuită spre deosebire de sistemele «proprietary» a căror folosire trebuie licențiată de firma care le-a produs şi distribuit.

3.1 Structura modelului OSI

Modelul OSI defineşte un cadru general pentru rețelele de calculatoare prin implementarea protocoalelor de rețea în şapte straturi. În figura 3.1 este prezentată structura modelului OSI.

Fig.3.1. Structura modelului OSI

Modelul OSI împarte arhitectura retelei în şapte straturi (niveluri), construite unul deasupra altuia, adaugând funcţionalitate serviciilor oferite de nivelul inferior (mai exact un anumit set de funcţii). Aceste şapte straturi formeaza o ierarhie plecand de la stratul cel mai de sus 7 – Aplicaţie (Application) şi până la ultimul din partea de jos a stivei startul 1 – Fizic (Physical).

Se consideră că OSI este cel mai bun mijloc prin care se poate face înţeles modul în care informaţia este trimisă şi primită. În concluzie, în modelul OSI sunt şapte straturi care fiecare au funcţii diferite în reţea, aceasta repartiţie purtând numele de stratificare (layering). Se pot enunţa câteva dintre avantajele folosirii OSI:

- Descompunerea fenomenul de comunicare în reţea în părţi mai mici şi implicit mai simple;
- Standardizarea componentelor unei reţele permiţând dezvoltarea independentă de un anumit producator;
- Permite comunicarea între diferite tipuri de hardware şi software;
- Permite o înţelegere mai uşoară a fenomenelor de comunicare.

În cazul unui model architectural, un nivel nu defineşte un singur protocol—el defineşte o funcţie de comunicaţie a datelor ce va fi folosită de mai multe protocoale. Datorită faptului că fiecare nivel defineşte o anume funcţie, el poate conţine mai multe protocoale, fiecare dintre acestea oferind un serviciu potrivit cu respectiva funcţie a stratului.

Ca şi între oameni, pentru a putea să comunice între ele, calculatoarele trebuie să vorbească aceeaşi limbă sau altfel spus să folosescă acelaşi protocol. Aşadar un protocol este un set de reguli pe care fiecare calculator trebuie să-l respecte pentru a comunica cu un alt calculator.

În modelul OSI, la transferul datelor, se consideră că acestea traversează virtual de sus în jos straturilor modelului OSI al calculatorului sursă şi de jos în sus straturile modelului OSI al calculatorului destinaţie. Controlul este transferat de la un nivel la următorul, plecând de la nivelul aplicaţie într-unul din dispozitive spre nivelul de bază, cel fizic, de-a lungul canalului de comunicaţie către celălalt dispozitiv de reţea şi înapoi la nivelul aplicaţie în ierarhia pe nivele.

La fiecare nivel, datele inter-schimbate în reţea (ce se numesc generic PDU – Protocol Data Unit) au o anumită structură (un anumit format) şi poartă o anumită denumire în funcţie de nivelul la care se regăsesc.

3.2. Funcţiile straturilor asociate modelului OSI

Funcţiile principale ale fiecărui strat (nivel) asociat modelului OSI sunt prezentate în tabelul 3.1.

Tabelul 3.1

Modelul OSI	**Stratul (Nivelul)**	**Descriere**
Aplicaţie	7	Asigură interfaţa cu utilizatorul
Prezentare	6	Codifică şi converteşte datele
Sesiune	5	Construieşte, gestionează şi închide o conexiune între o aplicaţie locală şi una la distanţă
Transport	4	Asigură transportul sigur şi menţine fluxul de date dintr-o reţea
Reţea	3	Asigură adresarea logică şi domeniul de rutare
Legătură de date	2	Pachetele de date sunt transformate în octeţi şi octeţii în cadre. Asigură adresarea fizică şi procedurile de acces la mediu
Fizic	1	Mută şiruri de biţi între echipamente Defineşte specificaţiile electrice şi fizice ale echipamentelor

- **Stratul Aplicație**

Acest nivel oferă suport aplicațiilor (de rețea) şi proceselor utilizator. Sunt identificați partenerii de comunicație, calitatea serviciilor (QoS), autentificarea utilizatorilor şi restricții legate de sintaxa datelor. Tot ce are legătură cu acest nivel este legat de aplicațiile de rețea. Nivelul oferă servicii de aplicații pentru transfer de fişiere (FTP), e-mail, chat, conexiune la distanță (telnet sau ssh–secure shell).

La acest nivel PDU au denumirea generică de *date.*

- **Stratul Prezentare**

Acest nivel oferă independență cu privire la diferențele de reprezentare a datelor în diverse formate prin translatarea de la aplicație la formatul rețelei şi invers. Nivelul Prezentare are rolul de a aduce datele într-o formă convenabilă nivelului aplicație. Acest nivel formatează şi criptează datele transmise de-a lungul rețelei, oferind libertate de exprimare fără probleme de compatibilitate.Acest nivel poartă şi numele de nivelul sintaxei.

La acest nivel PDU au denumirea generică de *date.*

- **Stratul Sesiune**

Acest nivel asigură stabilirea, gestionarea şi închiderea sesiunilor de comunicație între utilizatorii de pe două stații (calculatoare gazdă) diferite. Prin sesiune se înțelege dialogul între două sau mai multe entități. Nivelul Sesiune sincronizează dialogul între straturile sesiune ale entităților şi gestionează schimbul de date între acestea. În plus, acest nivel oferă garanții în ceea ce priveşte expedierea datelor, clase de servicii şi raportarea erorilor.

Ca şi în cazul celorlalte două starturi superioare (Aplicație şi Prezentare), la nivelul Sesiune PDU- urile inter-schimbate în rețea poartă numele generic de *date*.

- **Stratul Transport**

Acest nivel are rolul de a oferi o modalitate transparentă de transfer al datelor între sisteme (calculatoare gazdă). De asemenea, nivelul Transport este responsabil cu corectarea erorilor şi controlul fluxului de date, asigurând complet transferul de date.

Este nivelul aflat în mijlocul ierarhiei, asigurând straturilor superioare o interfață independantă de tipul rețelei utilizate. Granița dintre acest strat şi cel de deasupra lui este foarte importantă pentru că delimitează straturile care se ocupă cu procesarea locală a informației (Aplicație, Prezentare şi Sesiune) şi pe cele care au ca funcție definirea modului în care trebuie să circule datele între echipamente (Transport, Rețea, Legătură de date şi Fizic).

Nivelul Transport este de asemenea nivelul la care are loc segmentarea încapsularea şi posibila reasamblare a datelor

La nivelul Transport PDU sunt organizate sub forma de *segmente*.

Functiile principale ale nivelului Transport sunt:

- inițierea transferului;
- controlul fluxului de date;
- se asigură că datele au ajuns la destinație;
- detectarea şi remedierea erorile care au aparut în procesul de transport;
- închiderea conexiunii.

Protocoale cele mai utilizate utilizate sunt TCP si UDP.

- TCP, Transmision Control Protocol este un protocol bazat pe conexiune, în care pentru fiecare pachet transmis se aşteaptă o confirmare din partea echipamentului de destinație. Transmisia următorului pachet nu se realizează dacă nu se primeşte confirmarea pentru pachetul transmis anterior;
- UDP, User Datagram Protocol este folosit în situațiile în care eficiența şi viteza transmisiei sunt mai importante decât corectitudinea datelor, de exemplu în rețelele multimedia, unde pentru transmiterea către clienți a informațiilor de voce sau imagine este mai importantă viteza (pentru a reduce întreruperile în transmisie) decât calitatea. Este un

protocol fără conexiuni, semnalarea erorilor sau reluărilor fiind asigurată de nivelul superior.

- **Stratul Rețea**

Acest nivel asigură dirijarea unităților de date între nodurile sursă şi destinație, trecând eventual prin noduri intermediare (routing). Este foarte important ca fluxul de date să fie astfel dirijat încât să se evite aglomerarea anumitor zone ale rețelei (congestionare). Interconectarea rețelelor cu arhitecturi diferite este o funcție a nivelului Rețea.

În concluzie, acest nivel are două mari functii:

- rezolvă adresarea între sisteme (calculatoare gazdă);
- identifică cele mai bune căi pe care informația trebuie să o parcurgă

pentru a junge la destinație.

Acest nivel oferă tehnologii de comutare şi rutare, creând rute logice (cunoscute sub denumirea de circuite virtuale) pentru transmiterea datelor de la un nod la altul. Rutarea şi redirectarea sunt funcțiile de bază ale acestui nivel, precum şi adresarea logică (prin utilizarea adreselor IP – Internet Protocol), comunicarea inter-rețelelor, administrarea erorilor, controlul congestiilor şi secvențierea pachetelor.

La acest nivel PDU sunt organizate sub forma de *pachete*.

- **Stratul Legăturii de Date**

La acaest nivel se corectează erorile de transmitere apărute la nivelul fizic, realizând o comunicare corectă între două noduri adiacente ale rețelei. Mecanismul utilizat în acest scop este împartirea pachetelor în cadre (frame), cărora le sunt adaugate informații de control. Cadrele sunt transmise individual, putând fi verificate şi confirmate de către receptor. Alte funcții ale nivelului se referă la fluxul de date (astfel încât transmitatorul să nu furnizeze date mai rapid decât le poate accepta receptorul) şi la gestiunea legăturii (stabilirea conexiunii, controlul schimbului de date şi desființarea conexiunii).

Nivelul legătură de date este împărțit în două sub-nivele:

- MAC (Media Access Control) – Control al Accesului la Mediu;
- LLC (Logical Link Control) – Legatura Logica de Date.

Subnivelul MAC controlează modul în care un dispozitiv de rețea obține acces la date şi cum le poate transmite.

Subnivelul LLC controlează sincronizarea frame-urilor, controlul fluxului şi verificarea/controlul erorilor.

La acest nivel PDU sunt organizate sub forma de *frame-uri*.

- **Stratul Fizic**

Acest nivel are rolul de a transmite datele de la un calculator la altul prin intermediul unui mediu de comunicație. Datele sunt văzute la acest nivel ca un şir de biți.

Problemele tipice sunt de natura electrică:

- nivelele de tensiune corespunzatoare unui bit 1 sau 0;
- durata impulsurilor de tensiune;
- inițializarea şi oprirea transmiterii semnalelor electrice;
- asigurarea păstrării formei semnalului propagat.

Astfel, se defineşte la nivel electric, mecanic, procedural şi funcțional legătura fizică între calculatoarele care comunică. Mediul de comunicatie nu face parte din nivelul fizic.

La acest nivel se definesc:

- tipul de transmitere şi recepționare a şirurilor de biți pe un canal de

comunicații;

- opologiile de rețea;
- tipurile de medii de transmisiune : cablu coaxial, cablu UTP, fibră optică,

linii închiriate de cupru etc;.

- modul de transmisie: simplex, half-duplex, full-duplex;
- standardele mecanice şi electrice ale interfețelor;

- modul de codificare şi decodificare a şirurilor de biți;
- modularea şi demodularea semnalelor purtătoare (modem-uri).

La acest nivel PDU sunt organizate sub forma de *biți*.

Modelul OSI nu este implementat în întregime de producatori, nivelele Sesiune si Prezentare putând să lipsească (unele din funcțiile atribuite acestora în modelul OSI sunt îndeplinite de alte straturi). Modelul OSI este un model orientativ, strict teoretic, realizările practice fiind mai mult sau mai putin diferite.

3.3. Realizarea transferului de date

Înainte ca datele să fie transmise, ele trec printr-un proces numit încapsulare. Încapsularea adaugă informații specifice fiecărui nivel prin adăugarea unui antet şi a unui trailer la fiecare nivel. Acest proces este vital în comunicare.

Prin încapsulare, protocoalele de pe fiecare nivel pot comunica între sursă şi destinație independent de celelalte niveluri. Fiecare nivel îşi adaugă informații specifice pe parcursul încapsulării. Astfel, în cadrul procesului de decapsulare, protocoalele de pe un anumit nivel pot primi aceste date la destinație şi pot da informații nivelurilor superioare în funcție de aceste date.

Se creează în acest fel o comunicare între nivelurile analoge de la sursă şi de la destinație; această comunicare nu are loc prin legături fizice, ci este posibilă datorită procesului de încapsulare/decapsulare a datelor.

Fiecare nivel comunică cu nivelurile analoge prin intermediul unor unități de date proprii (PDU = Protocol Data Unit). Aceste unități de date sunt constituite din datele primite de la nivelurile superioare, încadrate de un antet şi un trailer specifice nivelului respectiv.

Fiecare tip de PDU pentru nivelurile 2, 3 şi 4 (Legătură de Date, Rețea şi Transport) au semnificații deosebite şi poartă nume consacrate.

Nivelurile Transport comunică prin segmente, nivelurile Rețea comunică prin pachete, iar cele Legătură de Date creează prin frame-uri (cadre). În figura 3.2 este prezentat modul de comunicare dintre straturile analoage corespunzătoare pentru două stații (sursă, respectiv destinație).

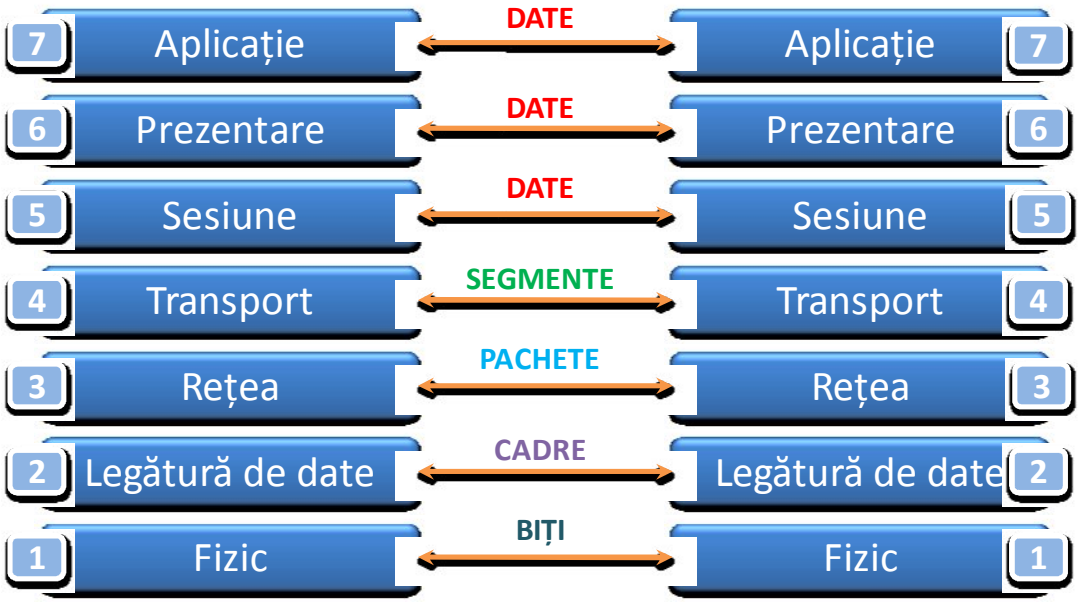


Fig.3.2. Comunicarea între straturile analoage corespunzătoare pentru două stații (sursă, respectiv destinație)

Datele sosesc prin intermediul mediului de comunicație ca un flux de biți. La nivelul legăturii de date, biții sunt transformați în cadre, la nivelul Rețea în pachete, iar la nivelul Transport în segmente. În cele din urmă, datele ajung la nivelul Aplicație unde sunt preluate de browser şi sunt prezentate. Fiecare nivel adaugă sau şterge o parte din informațiile de control ataşate datelor de celelalte nivele.

După cum se observă în figura 3.2 straturile de la sursă comunică cu echivalentul lor de la destinație. De exemplu nivelul 4 al sursei transmite informații nivelului 4 al destinației (receptorului). Comunicarea se realizează pe baza protocoalelor fiecărui nivel. Acest tip de comunicare se numeste *comunicare peer-to peer*. Pentru a putea fi adresată informația către un anumit nivel corespunzător şi pentru ca acesta să o poată recunoaşte ca fiind adresată lui, datele sunt supuse unor modificări pe parcursul comunicării.

Acest proces este numit **încapsulare,** în cazul în care informația este prelucrată în stația sursă şi **decapsulare** în cazul în care informația este prelucrată în stația de destinație**.**

În cazul încapsulării sunt incluse informațiile de la emițător, precum şi alte elemente care sunt necesare pentru a face posibilă şi sigură comunicarea cu receptorul.

Prin procesul de încapsulare fiecare nivel adaugă un anumit identificator la informația primită (antete/headers, secvențe terminale/trailers şi alte informații) şi o trimite mai departe.

Astfel, de la emițător datele pornesc de la nivelul 7 Aplicație şi ajung să fie împachetate până la nivelul 1 Fizic iar la receptor se va derula procesul invers, despachetând de la nivelul 1 spre nivelul 7.

Acest proces (încapsulare) poate fi prezentat conform următorului algoritm:

- **Construirea datelor** - utilizatorul lansează o aplicație - de exemplu scrie un e-mail al cărui text şi eventual imagine vor fi procesate în straturile superioare (Aplicație, Prezentare, Sesiune) pentru a avea un format care să poată fi trimis în rețea.
- **Segmentare datelor** - se face la nivelul 4 (Transport), în felul acesta garantându-se că datele vor ajunge în siguranță la destinație. Tot la acest nivel are loc **primul proces de încapsulare**. Datele se transformă în segmente prin adăugarea unui antet (header) ce conține în principal informații legate de tipul aplicației generate.
- **Adăugarea adreselor logice** - se face la nivelul nivelul 3 (Rețea) şi se efectuează prin adaugarea unui antet (header) la segmentul stratului 4 rezultând ceea ce se numeşte pachet. În acest header se menționează adresa logică a destinației şi adresa logică a sursei (IP-ul). Tot la acest nivel se decide care va fi următorul dispozitiv (device) căreia i se va livra pachetul (next hop).
- **Adaugarea adreselor fizice** - şi se efectuează prin adaugarea unui antet (header) şi secvență terminală (trailer) la segmentul stratului 3 rezultând ceea ce se numeşte cadru (frame). În acest header se menționează adresa fizică a următorului dispozitiv (next hop) şi adresa fizică a sursei (MAC-ul). Trebuie diferențiată aceasta adresare de cea de la nivel 3. De exemplu dacă informația va fi trimisă în aceeaşi rețea, IP-ul şi MAC-ul destinației vor fi ale maşinii către care se trimite informația. În cazul în care informația este trimisă spre o altă rețea, IP-ul va fi al destinatiei iar MAC-ul va fi al default gateway-ul (poarta de ieşire) din rețeaua sursei.
- **Plasare informației în mediul de propagare -** cadrul trebuie convertit într-un format binar pentru transmiterea printr-un mediu de propagare. O funcție de tip clocking permite echipamentelor să distingă aceşti biți, pe măsură ce aceştia călătoresc prin mediul de transmitere. Mediul fizic de transmitere poate varia de-a lungul căii folosite.

4. MODELUL ARHITECTURAL TCP/IP

Desi modelul OSI este universal recunoscut, standardul aplicat comunicării într-o rețea (sau între rețele) este TCP/IP, adică Transmission Control Protocol/Internet Protocol.

TCP/IP (Transmission Control Protocol/Internet Protocol) este cel mai utilizat protocol folosit în rețelele locale cât şi pe Internet datorită disponibilității şi flexibilităţi lui având cel mai mare grad de corecţie al erorilor. TCP/IP permite comunicarea între calculatoarele din întreaga lume indiferent de sistemul de operare instalat.

În anii 1960, guvernul SUA finanțează proiectarea şi dezvoltarea procotolului TCP/IP. Ministerul Apărării Naționale al SUA dorea un protocol de rețea care să funcționeze indiferent de condițiile de pe rețea.

Atât timp cât conexiunea fizică între calculatoare este funcțională, trebuia să fie funcțională şi conexiunea logică, chiar dacă alte calculatoare din rețea se opresc brusc. Era nevoie de o arhitectură flexibilă, mergând de la transferul de fişiere până la transmiterea vorbirii în timp real.

Datorita fiabilitatii sale a fost mai tarziu preluat de dezvoltatorii de UNIX si adus la un nivel care sa permita comunicarea in Internet.

Crearea acestui protocol a rezolvat multe probleme dificile din acea vreme, astfel devenind modelul standard pe care Internetul se bazează. La început el a fost folosit pentru rețelele militare, apoi a fost furnizat şi agenţiilor guvernamentale, universităţilor ca la urmă să poată fi folosit de publicul larg.

3.1 Structura modelului TCP/IP

Spre deosebire de OSI, modelul TCP/IP are doar patru niveluri (straturi, stive). În figura 4.1 este prezentată structura modelului TCP/IP.

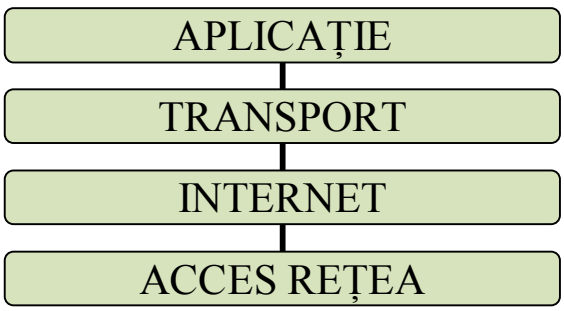


Fig.4.1. Structura modelului TCP/IP

Deşi două dintre straturi au acelaşi nume ca la modelul OSI, nu trebuie confundate între ele pentru că fiecare nivel are funcţii total diferite pentru fiecare model în parte.

Cele patru niveluri realizează funcţiile necesare pentru a pregăti datele înainte de a fi transmise pe rețea. Un mesaj porneşte de la nivelul superior (nivelul Aplicaţie) şi traversează de sus în jos cele patru niveluri până la nivelul inferior (nivelul Acces rețea).

Informaţiile din header sunt adăugate la mesaj în timp de acesta parcurge fiecare nivel, apoi mesajul este transmis.

După ce ajunge la destinaţie, mesajul traversează din nou, de data aceasta de jos în sus fiecare nivel al modelului TCP/IP. Informaţiile din header care au fost adăugate mesajului sunt înlăturate în timp ce acesta traversează nivelurile destinaţie.

4.2. Funcţiile straturilor asociate modelului TCP/IP

Funcţiile principale ale fiecărui strat (nivel) asociat modelului TCP/IP sunt prezentate în tabelul 4.1.

Tabelul 4.1

Modelul TCP/IP	Descriere
Aplicaţie	La acest nivel funcţionează protocoalele la nivel înalt
Transport	La acest nivel are loc controlul de debit/flux şi funcţionează protocoalele de conexiune
Internet	La acest nivel are loc adresarea IP
Acces Reţea	La acest nivel are loc adresarea după MAC şi componentele fizice ale reţelei

- **Stratul Aplicaţie**

Acest nivel comasează straturile Aplicaţie, Prezentare şi Sesiune din modelul OSI. Proiectanţii TCP/IP au considerat că protocoalele de nivel superior trebuie să includă detaliile nivelurilor Prezentare şi Sesiune ale modelului OSI. Pur şi simplu au creat un nivel Aplicaţie care manevrează protocoalele de nivel superior, problemele de reprezentare, codificările şi controlul dialogurilor.

TCP/IP combină toate aceste deziderate într-un singur nivel, care asigură împachetarea corectă a datelor pentru nivelul următor.

Nivelul Aplicaţie oferă servicii de reţea aplicaţiilor utilizator cum ar fi browserele web, programele de e-mail, terminalul virtual (TELNET), transfer de fişiere (FTP).

- **Stratul Transport**

Nivelul Transport al modelului TCP/IP administrează transmisia de date de la un computer la altul, asigurând calitatea serviciului de comunicare, siguranţa liniei de transport, controlul fluxului, detecţia şi corecţia erorilor.

Una dintre funcţiile acestui nivel este de a împărţi datele în segmente mai mici pentru a fi transportate uşor prin reţea. El este proiectat astfel încât să permită conversaţii între entităţile pereche din gazdele sursă, respectiv, destinaţie.

Nivelul transport include protocoale TCP şi UDP.

- TCP (Trasmission Control Protocol) este un protocol orientat pe conexiune care permite ca un flux de octeţi trimişi de la un calculator să ajungă fără erori pe orice alt calculator din Internet. Dacă pe calculatorul destinaţie un pachet ajunge cu erori, TCP cere retrimiterea acelui pachet.

Orientarea pe conexiune nu semnifica faptul că există un circuit între computerele care comunică, ci faptul că segmentele nivelului Aplicaţie călătoresc bidirecţional între două gazde care sunt conectate logic pentru o anumită perioadă.

Acest proces este cunoscut sub denumirea de packet switching.

TCP/IP fragmentează fluxul de octeţi în mesaje discrete şi transferă fiecare mesaj nivelului Internet. TCP tratează totodată controlul fluxului pentru a se asigura că un emiţător rapid nu inundă un receptor lent cu mai multe mesaje decât poate acesta să prelucreze.

- Al doilea protocol din acest nivel, UDP (User Datagram Protocol), este un protocol nesigur, fără conexiuni, destinat aplicaţiilor care doresc să utilizeze propria lor secvenţiere şi control al fluxului.

Protocolul UDP este de asemenea mult folosit pentru interogări rapide întrebare-răspuns, client-server şi pentru aplicaţii în care comunicarea promptă este mai importatntă decât comunicarea cu acurateţe, aşa cum sunt aplicaţiile de transmisie a vorbirii şi a imaginilor video.

- **Stratul Internet**

Nivelul Internet este cel care face adresarea logică în stiva TCP/IP. Pe scurt, el poate face doua lucruri:

- identifică cea mai buna cale pe care trebuie sa o urmeze un pachet pentru a ajunge la destinație;
- realizează comutația acelui pachet, aceasta fiind posibilitatea de a trimite pachetul printr-o altă interfață decât aceea de primire.

Inițial nivelul Internet trebuia să asigure rutarea pachetelor în interiorul unei singure rețele. Cu timpul a apărut posibilitatea interconexiunii între rețele, astfel încât acestui nivel i-au fost adăugate funcționalități de comunicare între o rețea sursă şi o rețea destinație.

Pe lângă rolul nivelului Internet de a trimite pachete de la sursă spre rețeaua internetwork (dintre rețele) este şi cel de a controla sosirea lor la destinație indiferent de traseul sau rețelele traversate până la destinație.

Protocolul specific care guvernează acest nivel se numeşte protocol Internet (IP). În acest nivel se realizează alegerea căii optime şi distribuirea pachetelor. Acesta este locul unde acționeaza routerul în internet.

În stiva TCP/IP, protocolul IP asigură rutarea pachetelor de la o adresă sursă la o adresă destinație, folosind şi unele protocoale adiționale, precum ICMP sau IGMP.

Comunicarea la nivelul IP este nesigură, sarcina de corecție a erorilor fiind plasată la nivelurile superioare (de exemplu prin protocolul TCP).

- **Stratul Acces Rețea**

Nivelul Acces la Rețea se ocupă cu toate problemele legate de transmiterea efectivă a unui pachet IP pe o legătură fizică, incluzând şi aspectele legate de tehnologii şi de medii de transmisie, adică nivelurile OSI 1 şi 2 (Legătură de Date şi Fizic).

Driverele, modemurile, plăcile de rețea, şi alte componente se găsesc în nivelul Acces la Rețea.

Nivelul de Acces la Rețea defineşte procedurile folosite pentru interogarea cu echipamentele de rețea şi de acces la mediu de transmisie.

4.3. Comparație între modelele OSI şi TCP/IP

O comparație între nivelurile modelului OSI şi ale modelului TCP/IP, este prezentată în figura 4.2. Se observă că modelul TCP/IP este o arhitectură stratificată de comunicație pe 4 niveluri, spre deosebire de modelul OSI compus din 7 niveluri.

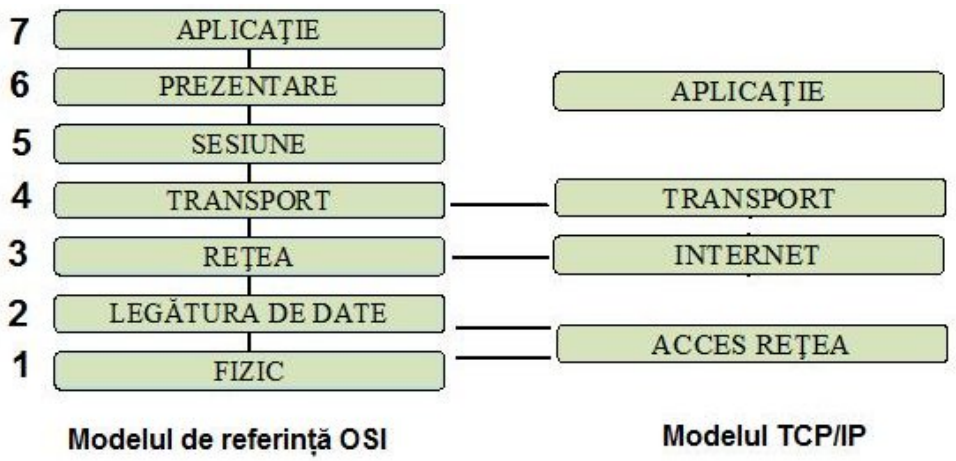


Fig.4.2. Comparație între structurile modelelor OSI şi TCP/IP

Modelul OSI şi modelul TCP/IP sunt ambele modele de referinţă folosite pentru a descrie procesul de transmitere a datelor.

Dar de ce trebuie să le studiem pe amândouă când unul poate ar fi suficient?

Modelul OSI este folosit pentru dezvoltarea standardelor de comunicaţie pentru echipamente şi aplicaţii ale diferiţilor producători. Specialiştii îl preferă pentru analize mai atente şi ca fundament în orice discuţie legată de reţele.

Pe de altă parte este adevărat că TCP/IP este folosit pentru suita de protocoale TCP/IP şi este mai folositor pentru că este implementat în lumea reală.

Ca utilizatori finali avem de-a face numai cu nivelul Aplicaţie, dar cunoaşterea detaliată a nivelurilor este vitală pentru realizarea unei reţele. Este adevărat că majoritatea utilizatorilor nu ştiu mai nimic despre protocoale de rutare sau alte detalii, dar este de asemenea adevărat că aceşti utilizatori nu trebuie să realizeze reţele scalabile şi sigure aşa cum trebuie să realizeze un specialist.

Dacă am compara din punct de vedere structural modelul OSI cu modelul TCP/IP, am observa că între ele există o serie de asemănări dar şi deosebiri.

- Asemănări:
  - Ambele modele de date descriu procesul de comunicaţie a datelor în reţea pe straturi;
  - Ambele conţin straturile Aplicaţie şi Transport, cu funcţii asemănătoare;
  - Ambele folosesc tehnologia de tip packet switching;
  - Administratorii de reţea trebuie să le cunoască pe amândouă.
- Deosebiri:
  - Spre deosebire de modelul OSI care foloseşte şapte niveluri, modelul TCP/IP foloseşte patru;
  - Nivelurile OSI Sesiune şi Prezentare sunt tratate de nivelul TCP/IP Aplicaţie;
  - Nivelurile OSI Legătură de Date şi Fizic sunt tratate de nivelul TCP/IP Acces Reţea.
  - Modelul TCP/IP pare simplu pentru că are mai puţine niveluri.

Diferenţe rezultă şi din modul în care sunt alese soluţiile privind asigurarea fiabilităţii şi amplasarea conducerii proceselor de comunicaţie în sistem. Acestea sunt:

- Cele două arhitecturi de reţea tratează diferit problema fiabilităţii.
  - La modelul OSI, protocoalele detectează şi soluţionează erorile la nivelul Legăturii de Date. Deci, în reţelele realizate folosind protocoalele specificate de modelul OSI, fiabilitatea este asigurată la nivelul Legăturii de Date.

Protocoalele pentru a asigura transferul corect al cadrelor între calculatorul transmiţător şi comutatorul de pachete la care este conectat, sunt complexe, deoarece suma de control CRC însoţeste fiecare cadru transferat, iar receptorul confirmă fiecare cadru recepţionat corect folosind algoritmi cu pauză de aşteptare şi de retransmisie, care să prevină pierderea datelor şi să permită recuperarea acestora dacă se produce o întrerupere a funcţionării echipamentelor hardware.

Şi la nivelul Reţea se efectuează detecţia erorilor şi recuperarea pachetelor transferate în reţea, utilizând o sumă de control şi tehnici de pauză de aşteptare şi de retransmisie.

În fine, nivelul Transport oferă fiabilitate între utilizatorii finali prin faptul că obligă sursa să comunice cu destinaţia finală pentru a verifica livrarea corectă a pachetelor.

- Modelul arhitectural al TCP/IP a fost proiectat astfel încât fiabilitatea să fie realizată doar la calculatorul receptor.

Altfel spus, reţelele WAN se construiesc pornind de la premisa că echipamentele de comutaţie, adică routerul, pot să piardă sau să altereze datele fără să încerce să le recupereze.

Această implementare a modului de realizare a fiabilității transmisiei de date prin rețeaua de comunicație, simplifică mult programele de comunicație de la nivelul Legăturii de Date. Programele software de la nivelul Legăturii de Date, asigură doar o fiabilitate redusă.

- În modelul TCP/IP, fiabilitatea este realizată la nivelul Transport al stivei de protocoale, unde se realizează detectarea şi corectarea erorilor de transmisie.

Eliberarea interfeței nivelului Rețea de sarcina verificării corectitudinii transmiterii datelor, conduce la o implementare mult mai usoară a softului TCP/IP.

Routerele intermediare pot elimina pachele care au fost afectate de erorile de transmisie, cele pe care nu le pot livra sau cele care sosesc cu o frecvență mai mare decât capacitatea lor de prelucrare. De asemenea, ele pot redirecționa pachetele pe trasee cu întârzieri mai mari sau mai mici, fără a fi obligate să informeze sursa sau destinația.

- Alegerea locului în care se realizează conducerea proceselor de comunicație.
  - Rețelele implementate după modelul OSI sunt realizate după principiul că o rețea de calculatoare este un mijloc care oferă servicii de transport de informații.

Furnizorul de servicii controlează accesul în rețea şi monitorizează traficul, îl înregistrează, în vederea contorizării şi taxării utilizatorilor. Producătorii de echipamente pentru comunicație sunt cei care rezolvă probleme precum: dirijarea traficului, controlul fluxului şi confirmarea primirii corecte a datelor.

Acest punct de vedere preia multe din responsabilitățile calculatoarelor. În concluzie, o rețea de calculatoare poate folosi calculatoare simple, întrucât calculatoarele participă în foarte mică măsură la funcționarea rețelei.

- Rețelele implementate după modelul TCP/IP sunt concepute după principiul că oricare calculator trebuie să participe la realizarea tuturor funcțiilor de comunicație în rețea, deci trebuie să conțină toate protocoalele de rețea.

Toate calculatoarele din rețea au implementată funcția de detectare şi corectare a erorilor. Comparativ cu modelul OSI, o rețea realizată după modelul TCP/IP este un sistem de comunicație realizat cu echipamente de comunicație simple, ruterul, dar care au calculatoare mai performante pentru comunicație care sunt denumite şi host (gazdă), pentru că au implementată toată stiva de protocoale.

Ruterele au implementate doar protocoalele de la nivelul Internet şi nivelul de Acces în Rețea.

Un specialist va folosi modelul OSI, dar şi protocoalele TCP/IP. Va privi protocolul TCP ca pe un protocol al nivelului Transport (4) din modelul OSI, IP ca pe un protocol al nivelului Rețea (3) din modelul OSI, şi Ethernet ca o tehnologie a nivelelor Legătură de date şi Fizic (2 şi 1) din modelul OSI.

4.4. Concluzii

Avantajele oferite de împărțirea rețelelor în niveluri sunt:

- Standardizarea componentelor rețelelor, permițând astfel crearea acestora de către diversi producători;
- Permiterea comunicării între tipuri diferite de componente software şi hardware;
- Previne ca schimbările apărute într-un nivel să nu afecteze celelalte niveluri, permițând astfel dezvoltarea rapidă a acestora;
- Fenomenul de comunicare în rețea este descompus în părți mai mici şi implicit mai simple;
- Comunicarea prin rețea devine mai puțin complexă, înțelegerea şi învățarea modului în care informația este trimisă şi primită devenind mai uşor de făcut;
- Studierea acestor niveluri permite înțelegerea modului de circulație a pachetelor de

date de la o rețea la alta şi ce echipamente operează în fiecare nivel în momentul când informația circulă prin el. Astfel troubleshooting-ul problemelor care pot apărea în cursul fluxului pachetului de date se poate face mai uşor.

5. NIVELUL APLICAȚIE

Nivelul Aplicație – vezi figura 5.1 are rolul de a face legătura dintre o aplicație şi serviciile oferite de rețea pentru acea aplicație. Are ca scop traducerea informațiilor în formate pe care maşinile care comunică între ele le pot înțelege.

Fig.5.1. Poziția nivelului Aplicație în structura modelului OSI

Nivelul Aplicație identifică şi stabileşte disponibilitatea partenerului de comunicație, sincronizează aplicațiile între ele şi stabileşte procedurile pentru controlul integrității datelor şi erorilor. De asemenea identifică dacă există suficiente resurse pentru a sprijini comunicația între parteneri.

El se ocupă cu protocoalele de nivel înalt, codificarea şi controlul dialogului, împachetarea datelor şi trimiterea lor la următoarele niveluri.

Un protocol reprezintă un set de reguli şi convenții ce se stabilesc între participanții la o comunicație în rețea în vederea asigurării bunei desfăşurări a comunicației respective. Este de fapt o înțelegere între părțile care comunică, asupra modului de realizare a comunicării.

Câteva din protocoale de la acest nivel care fac posibilă comunicarea sunt:

- HTTP (Hyper Text Transfer Protocol) - aplicații web (prezentare, baze de date etc);
- Telnet - terminale virtuale;
- FTP (File Transfer Protocol) - transfer de fişiere;
- SMTP (Simple Mail Transfer Protocol)- standard pentru transmiterea e-mail-urilor;
- IMAP (Internet Message Access Protocol) şi POP (Post Office Protocol) – protocoale folosite de clienții locali de email de preluare a e-mail-urilor de pe servere de email;
- DNS (Domain Name System) – translatarea numelor în adrese IP;
- DHCP (Dynamic Host Configuration Protocol) - atribuirea dinamica de adrese IP echipamentelor de rețea;
- SNMP (Simple Network Management Protocol) -administrare şi monitorizare;
- SSH (Secure Shell) – transmitere securizată a datelor;

5.1 Protocolul HTTP

Este un protocol utilizat pentru a transmite informații între un program de navigare Web (browser) şi un server Web, fiind un protocol de tip text (hypertext).

Prin hypertext se înțelege o colecție de documente unite între ele prin legături (link) ce permit parcurgerea acestora bidirectional.

HTTP permite aducerea pe calculatorul local a unor documente HTML (Hyper Text Markup Language), fişiere grafice, audio, animație sau video, programe executabile pe server sau un editor de text.

Este softul utilizat de browsere (Internet Explorer , Safari, FireFox …) pentru aducerea paginilor web pe calculatorul propriu, fiind protocolul implicit al www.

Există HTTP server (furnizează pagini web) şi HTTP client (cere pagini web).

Protocoalele nu sunt identice din punctul de vedere al eficienței, vitezei de lucru, resurselor utilizate, uşurinței în instalare, uşurinței în administrare, etc. Diferențele sunt date de tipul rețelei, tipul infrastructurii acesteia, dacă protocolul este routabil sau nu, de tipul clienților din rețea, de tipul de echipamente existent în rețea şi modul cum este utilizat protocolul.

Protocolul HTTP se caracterizează prin faptul că nu memorează o succesiune a stărilor prin care trece legătura client-server. Astfel fiecare tranzacție este independentă: clientul trimite o cerere, serverul răspunde cu resursa cerută. Pentru fiecare resursă, există o tranzacție corespunzătoare.

Mod de funcționare:

- Serverul HTTP aşteaptă, pe portul 80, cereri de la clienți (navigator / browser), care sunt de fapt adrese ale documentelor dorite;
- Clientul primeşte un document în mod text şi dacă găseşte în el legături către imagini şi le vrea şi pe acestea le cere. Astfel transferul unei pagini hipertext constă de fapt în una sau mai multe sesiuni de transfer informație de la şi către serverul HTTP.
- După primirea informațiilor, browser-ului hotărăşte în ce format acestea vor fi afişate.

Aplicațiile care folosesc acest protocol trebuie să poată formula cereri şi/sau recepționa răspunsuri (modelul client-server). Clientul cere accesul la o resursă, iar serverul răspunde printr-o linie de stare (care conține, printre altele, un cod de succes sau eroare şi, în primul caz, datele cerute).

Resursa trebuie să poată fi referită corect şi fără echivoc.

- Pentru denumirea unei resurse în Internet, se foloseşte termenul generic URI – Uniform Resource Identifier.
- Pentru denumirea unei adrese, se foloseşte termenul generic URL - Universal Resource Locator.
- Dacă se face referire la un nume se foloseşte termenul generic URN- Universal Resource Name

Adresarea unei resurse în Internet se face prin construcții de forma protocol://[servciu].nume_dns[.nume_local/cale/subcale/nume_document

Cererile sunt transmise de software-ul client HTTP, care este şi o altă denumire pentru un browser web.

Altfel spus, protocolul HTTP este specializat în transferul unei pagini web între browserul clientului şi serverul web care găzduieşte pagina respectivă.

HTTP defineşte exact formatul cererii pe care browserul o trimite, precum şi formatul răspunsului pe care serverul i-l returnează.

Conținutul paginii este organizat cu ajutorul codului HTML (Hyper Text Markup Language), dar regulile de transport al acesteia sunt stabilite de protocolul http.

HTML (HyperText Markup Language) este o modalitate de descriere a documentelor pentru ca ele să fie afişate în cel mai favorabil format pe ecranul

terminalului. Este format dintr-un set de comenzi ce descriu modul cum este structurat un document. Comenzile sunt etichete sau tag-uri pereche, una de deschidere <eticheta> şi alta de închidere </eticheta>. Browserul interpretează aceste etichete şi afişează rezultatul pe ecran.

Spre deosebire de procesoarele de texte care formatează diferitele componente ale documentului (titlu, antet, note etc.), codul HTML marchează doar aceste elemente, fără a le formata, această sarcină revenind programului client (browser).

5.2. Protocolul TELNET

Telnetul este o aplicaţie destinată accesului, controlului şi depanării de la distanţă a calculatoarelor şi a dispozitivelor de reţea.

Acest protocol permite utilizatorului să se conecteze la un sistem de la distanţă şi să comunice cu acesta printr-o interfaţă. Folosind telnetul, comenzile pot fi date de pe un terminal amplasat la distanţe foarte mari faţă de computerul controlat, ca şi când utilizatorul ar fi conectat direct la acesta. Se asigură o conexiune logică între cele două echipamente: cel controlat şi cel folosit ca terminal numită sesiune telnet.

Astfel se pot conecta calculatoare slabe la super-servere şi rula pe ele programe complexe, fără a fi nevoie de staţii puternice la fiecare post de lucru.

Telnet permite introducerea de comenzi utilizate pentru a accesa programe şi servicii care se află pe un computer la distanţă, ca şi cum clientul s-ar afla chiar în faţa lui.

Monitorul local devine al doilea monitor al calculatorului de la distanţă şi tastatura locală a doua tastatură a calculatorului de la distanţă. Protocolul Telnet poate fi utilizat pentru mai multe lucruri, inclusiv pentru accesarea poştei electronice, a bazelor de date sau a fişierelor.

Este utilizat de administratori pentru configurarea de la distanţă a dispozitivelor de reţea.

Pentru a se realiza accesul este necesar să existe:

- Telnet server - instalat de administratorul de reţea pe un calculator care astfel devine server Telnet. Prin Telnet server administratorul de sistem creează conturi Telnet (username şi parolă) şi stabileşte în ce zonă se poate conecta clientul şi ce poate face în acea zonă;
- Telnet client - instalat pe un alt calculator care astfel devine client Telnet. Softul Telnet client deschide canalul de comunicaţii cu serverul şi realizează conectarea la calculatorul server.

5.3. Protocolul FTP

File Transfer Protocol (FTP) este protocolul care oferă facilităţi pentru transferul fişierelor pe sau de pe un calculator din reţea. FTP este cea mai folosită metodă pentru transferul fişierelor de la un calculator la altul, prin intermediul Internetului, indiferent de tipul şi dimensiunea acestora.

Transferul poate fi de două tipuri:

- Upload - fişierele sunt transferate de pe calculatorul local pe cel de la distanţă;
- Downlod- fişierele sunt transferate de pe calculatorul aflat la distanţă pe cel local;

FTP nu necesită codarea fişierelor înainte de a fi încărcate, aşa cum se întâmplă în cazul fişierelor din e-mail sau de la grupuri de discuţii.

Pentru a se realiza transferul fişierelor este necesar să existe:

- FTP server – care este instalat de administratorul de reţea pe un calculator care astfel devine server FTP. Prin FTP server administratorul de sistem creează conturi FTP şi stabileşte în ce zonă se poate conecta clientul şi ce poate face în acea zonă;
- FTP client - care este instalat pe un alt calculator care astfel devine client FTP.

Clientul deschide canalul de comunicaţii cu serverul şi realizează upload sau download în şi din zona permisă.

Secvenţa prin care ere loc transferul are următoarea succesiune de paşi:

- Solicitarea de a se preciza calculatorul cu care se doreşte să se schimbe fişiere;
- Pornirea aplicaţiei (programului) FTP şi realizarea conectării la calculatorul de la distanţă;
- Introducerea de către utilizator (după realizarea conectării) a username (numele de login) şi parolă;
- După acceptarea de către sistemul de la distanţă a numelui de conectare şi a parolei, utilizatorul poate să înceapă transferul fişierelor;

Cu ajutorul FTP se pot transfera fişiere în ambele direcţii.

FTP se foloseşte atunci când:

- se transferă (upload) pentru prima dată fişierele unui site la o gazdă web;
- se înlocuieşte un fişier sau o imagine;
- se încarcă (download) fişiere de pe un alt calculator pe calculatorul propriu;
- se permite accesul unei alte persoane pentru a încărca un fişier dintr-un anumit site;

În general, când se iniţiază un transfer prin FTP trebuie precizate următoarele aspecte:

- Tipul fişierului - se specifică maniera în care datele conţinute de un fişier vor fi aduse într-un format transportabil prin reţea:
  - fişiere ASCII – calculatorul care transmite fişierul îl converteşte din formatul local text în format ASCII;
  - fişiere EBCDIC – similar cu ASCII;
  - fişiere binare (binary) – fişierul este transmis exact cum este memorat pe calculatorul sursă şi memorat la fel pe calculatorul destinaţie;
  - fişiere locale – folosite în mediile în care cel care transmite precizează numărul de biti/byte;
- Controlul formatului – se referă la fişierele text care sunt transferate direct către o imprimantă.
- Structura
- Modul de transmitere - care poate fi:
  - Stream – fişierul este transferat într-o serie de bytes;
  - Bloc – fişierul este transferat bloc cu bloc, fiecare cu un header;
  - Comprimat – se foloseşte o schemă de comprimare a secvenţelor de bytes identici.

5.4. Protocolul SMTP

Poşta electronică funcţionează pe baza unor protocoale de comunicaţie. În continuare se prezintă succint câteva din aceste protocoale punându-se accent pe SMTP.

SMTP(Simple Mail transport Protocol) – Protocolul de transport simplu de e-mail – oferă servicii de transmitere de mesaje peste TCP/IP şi suportă majoritatea programelor de e-mail de pe Internet.

SMTP este un protocol folosit pentru a transmite un mesaj electronic de la un client la un server de poştă electronică. După stabilirea conexiunii TCP la portul 25 (utilizat de SMTP), calculatorul-sursă (client) aşteaptă un semnal de la calculatorul-receptor (server).

Serverul începe să emită semnale declarându-şi identitatea şi anunţând dacă este pregătit sau nu să primească mesajul.

Dacă nu este pregătit, clientul părăseşte conexiunea şi încearcă din nou, mai târziu.

Dacă serverul este pregătit să accepte mesajul, clientul anunţă care este expeditorul mesajului şi care este destinatarul. Dacă adresa destinatarului este validă, serverul dă

permisiunea de transmitere a mesajului. Imediat clientul îl trimite, iar serverul îl primeşte. După ce mesajul a fost transmis, conexiunea se închide.

Pentru ca un client al serviciului de poştă electronică să primească un mesaj de la serverul specializat în aceste tipuri de servicii, apelează fie la Post Office Protocol (POP) sau POP3, fie la Internet Message Access Protocol (IMAP).

Spre deosebire de POP (mai vechi) care presupune că utilizatorul îşi va goli cutia poştală pe calculatorul personal la fiecare conectare şi va lucra deconcectat de la rețea (off-line) după aceea, IMAP păstrează pe serverul de e-mail un depozit central de mesaje care poate fi accesat on-line de utilizator de pe orice calculator.

În figura 5.2 se prezintă modul de transmitere a unui e-mail între două calculatoare.

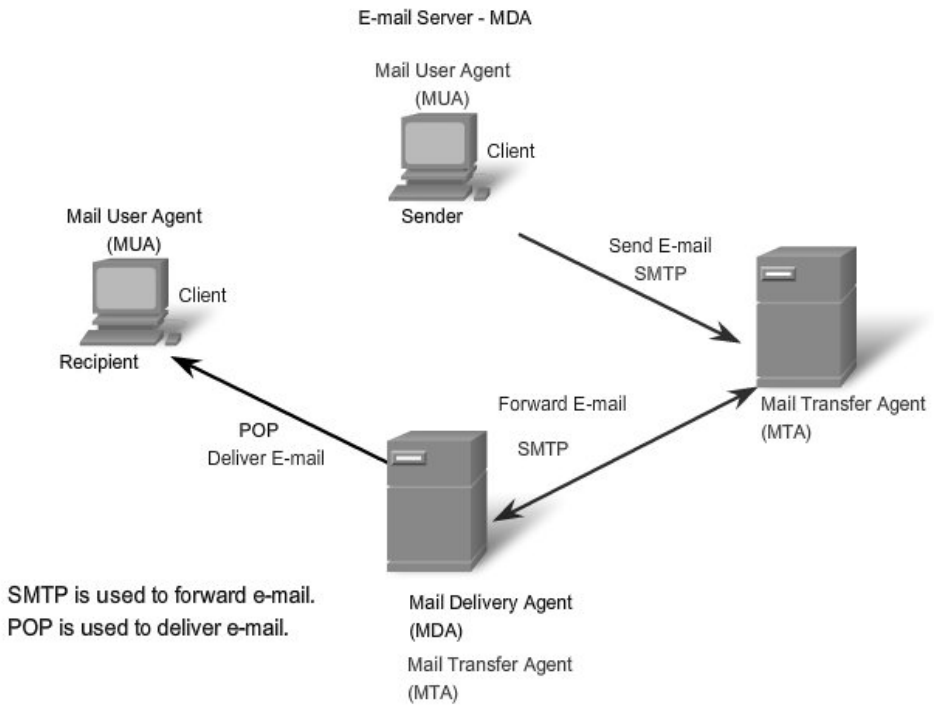


Fig.5.2. Protocoale utilizate la poşta electronică [ ]

Se observă că:

- Protocolul SMTP este utilizat pentru trimiterea unui e-mail de la expeditor la servere, precum şi la transmiterea acestora între serverele intermediare (Send and Forward e-mail);
- Protocolul POP este utilizat la livrare (recepție) de la ultimil server la calculatorul client (Deliver e-mail);

Revenind la protocolul SMTP se subliniază că acesta specifică modul în care mesajele de poştă electronică sunt transferate între procese SMTP aflate pe sisteme diferite. Procesul SMTP care transmite un mesaj este numit client SMTP, iar procesul SMTP care primeşte mesajul este numit server SMTP.

Protocolul nu se referă la modul în care mesajul ce urmează a fi transmis este trecut de la utilizator către clientul SMTP, sau cum mesajul ce urmează a fi recepționat de serverul SMTP este livrat destinatarului, nici la modul în care este memorat mesajul şi nici de câte ori clientul SMTP încearcă să transmită mesajul.

Obiectivul protocolului SMTP este de a trimite mail-uri într-un mod eficient. El este independent de sistemele care participă la comunicație, dacă se asigură un canal prin care datele să fie transmise într-un mod ordonat.

SMTP foloseşte următorul model de comunicație: transmițătorul, ca urmare a unei cereri de transmisie a mail-ului, stabileşte o legătură bidirecțională cu receptorul, care poate fi destinatarul final al mail-ului sau doar un intermediar. De aceea este necesar să se precizeze numele de host al destinației finale precum şi utilizatorul căruia îi este destinat mesajul.

Mod de funcționare al acestui protocol este următorul:

- Comunicarea între client / transmițător şi server / receptor se realizează prin texte ASCII. Inițial clientul stabileşte conexiunea către server şi aşteaptă ca serverul să-i răspundă cu mesajul "220 Service Ready". Dacă serverul e supraîncărcat, poate să întârzie cu trimiterea unui răspuns;
- După primirea mesajului cu codul 220 , clientul trimite comanda HELO prin care îşi indică identitatea;
- Odată ce comunicarea a fost stabilită, clientul poate trimite unul sau mai multe mesaje (prin comanda MAIL), poate încheia conexiunea sau poate folosi unele servicii precum verificarea adreselor de e-mail;
- Serverul trebuie să răspundă după fiecare comandă indicând dacă aceasta a fost acceptată, dacă se mai aşteaptă comenzi sau dacă există erori în scrierea acestor comenzi;
- Atunci când un mesaj este trimis către mai mulți destinatari, protocolul SMTP urmăreşte trimiterea datelor din mesaj o singură dată pentru toți destinatarii care aparțin aceluiaşi sistem destinație.

Comenzile specifice protocolului SMTP sunt următoarele:

- HELO - identificare computer expeditor;
- EHLO - identificare computer expeditor cu cerere de mod extins;
- MAIL FROM - specificare expeditorului;
- RCPT TO - specificarea destinatarului;
- DATA - conținutul mesajului;
- RSET – Reset;
- QUIT - termină sesiunea;
- HELP - ajutor pentru comenzi;
- VRFY – verificare o adresa;

5.4. Protocolul DNS

DNS (Domain Name Service) este un protocol care traduce adresele Internet literale în adrese Internet numerice, adrese utilizate de un calculator pentru a găsi un calculator receptor.

Adresa literală conține succesiuni de nume asociate cu domenii, subdomenii sau tipuri de servicii. Acest mod de adresare este utilizat exclusiv de nivelul aplicație şi este util deoarece permite operatorului uman să utilizeze o manieră prietenoasă şi comodă de localizare a informațiilor.

Forma generala a unei astfel de adrese este [tip_serviciu].[nume_gazda].[subdomeniu2].[subdomeniu1].[domeniu].[tip_domeniu]

Sistemul de nume DNS are o organizare ierarhică, sub formă de arbore. Acesta are o rădăcină unică (root) care are subdomenii. Fiecare nod al arborelui reprezintă un nume de domeniu sau subdomeniu.

Caracteristicile sistemului de nume (DNS) sunt:

- foloseşte o structură ierarhizată;

Referitor la structura ierarhizată, Internetul este divizat în peste 100 de domenii de nivel superior, fiecare domeniu superior este divizat la rândul său în subdomenii, acestea la rândul lor în alte subdomenii, etc.

- deleagă autoritatea pentru nume;

Domeniile de pe primul nivel se împart în două categorii:

  - generice (com, edu, gov, int, mil, net, org);
  - țări (cuprind câte o intrare pentru fiecare țară, de ex.pentru Român - ro).

- baza de date cu numele şi adresele IP este distribuită.

Baza de date DNS se numeşte distribuită deoarece nu există un singur server care să aibă toată informația necesară traducerii oricărui domeniu într-o adresă IP.

Fiecare server are o bază de date cu propriile domenii, la care au acces toate sistemele de pe Internet. Fiecare server DNS are un server DNS superior cu care face periodic schimb de informație.

Fiecărui domeniu, fie că este un calculator-gazdă, fie un domeniu superior, îi poate fi asociată o mulțime de înregistrări de resurse (resource records). Deşi înregistrările de resurse sunt codificate binar, în majoritatea cazurilor ele sunt prezentate ca text, câte o înregistrare de resursă pe linie, astfel:

- Nume_domeniu - precizează domeniul căruia i se aplică înregistrarea. În mod normal există mai multe înregistrări pentru fiecare domeniu;
- Timp_de_viață - exprimă, în secunde, cât de stabilă este înregistrarea. De exemplu, un timp de 100 de secunde este considerat a fi scurt, iar informația instabilă, pe când o valoare de ordinul a 100000 de secunde este o valoare mare, informația fiind considerată stabilă;
- Tip - precizează tipurile înregistrării. Cele mai importante tipuri sunt prezentate în tabelul 5.1.

Tabelul 5.1

Tip	**Semnificație**
A	Adresa IP a unui sistem gazdă
MX	Schimb de poştă
NS	Server de nume
CNAME	Nume canonic
PTR	Pointer

  - Înregistrarea A păstrează adresa IP a calculatorului gazdă;
  - MX precizează numele calculatorului gazdă pregătit să accepte poşta electronică pentru domeniul specificat. Dacă cineva doreşte de exemplu să trimită un mail la adresa *student@afahc.ro,* calculatorul care trimite trebuie să găsească un server la *afahc.ro* ce acceptă acest mail. Această informație poate fi furnizată de înregistrarea MX;
  - NS specifică serverele de nume. De exemplu fiecare bază de date DNS are în mod normal o înregistrare NS pentru fiecare domeniu de pe primul nivel;
  - Înregistrările CNAME permit crearea pseudonimelor.
  - Tipul PTR se referă, la fel ca şi CNAME la alt nume. Spre deosebire de CNAME care este în realitate o macro-definiție, PTR este un tip de date, utilizat în practică pentru asocierea unui nume cu o adresă IP, pentru a permite căutarea adresei IP şi obținerea numelui sistemului de calcul corespunzător. Acest tip de căutări se numesc căutări inverse (reverse lookups).

tabilă;

- Valoare - poate fi un număr, un nume de domeniu sau un cod ASCII

Componente DNS sunt următoarele:

- Servere DNS - Un server DNS este o stație pe care rulează un program de server DNS.

Serverele DNS stochează informații despre o porțiune din structura ierarhică a spațiului de nume şi rezolvă interogări de rezoluție de nume pentru clienții DNS. Când sunt interogate, serverele DNS răspund cu informația cerută dacă aceasta este disponibilă sau generează o referință către un alt server DNS care poate rezolva interogarea.

Un client poate cere o transformare a numelor în două moduri:

- cu rezolvare recursivă – serveru-l contactează la rândul lui un alt server de nume, de obicei de pe un nivel superior din arborele serverelor de nume. Acesta la rândul lui, va examina cererea şi, dacă nu poate face transformarea contactează un alt server. Procesul continuă până se contactează un server care poate face transformarea;
- cu rezolvare iterativă – serverul comunică clientului ce server să contacteze mai departe. Clientul adresează o cerere acestui server şi tot aşa mai departe până când cererea ajunge la un server care face transformarea. Când un server recepționează o cerere cu rezolvare iterativă şi nu poate traduce numele de domeniu, acesta transmite clientului ce server să contacteze mai departe.

- Zone DNS-O zonă DNS este o secțiune continuă din cadrul spațiului de nume.

Înregistrările pentru o astfel de zonă sunt memorate şi gestionate la un loc, chiar dacă domeniul este împărțit în subdomenii.

Zona poate fi de două feluri:

- primară – secțiunea în care se pot face actualizări;
- secundară – copia zonei primare.

Înregistrările unei zone oferă DNS-ului informațiile de care are nevoie pentru a rezolva cererile lansate de clienți sau alte servere DNS. Cea mai importantă astfel de înregistrare este adresa resursei folosită pentru a translata numele domeniului într-o adresă IP.

Pentru a stabili corespondența dintre un nume şi o adresă IP, programul de aplicație apelează un resolver, transferându-l numele ca parametru, resolverul trimite un pachet UDP (printr-un protocol de transport fără conexiune) la serverul DNS local, care caută numele şi returnează adresa IP către resolver, care o trimite mai departe apelantului. Înarmat cu adresa IP, programul poate stabili o conexiune TCP cu destinația sau îi poate trimite pachete UDP.

În concluzie, serviciul DNS transformă adresa IP într-o adresă literală, şi invers. Privit în amănunt, DNS este un soft care gestionează şi controlează o bază de date distribuită, constituită dintr-o sumă de fişiere memorate pe calculatoare diferite-localizate în spații geografice diferite, ca pe o singură bază de date.

5.5. Protocolul DHCP

Protocolul DHCP (Dynamic Host Configuration Protocol) are scopul de a permite calculatoarelor dintr-o rețea să obțină automat o adresă IP, printr-o cerere către serverul DHCP. Serverul poate să furnizeze stației respective toate informațiile de configurare necesare, inclusiv adresa IP, masca de subrețea, default gateway, adresa serverului DNS, etc.

Astfel, când serverul primeşte o cerere de la o stație, selectează adresa IP şi un set de informații asociate dintr-o mulțime de adrese predefinite care sunt păstrate într-o bază de date. Odată ce adresa IP este selectată, serverul DHCP oferă aceste valori stației care a efectuat cererea. Dacă stația acceptă oferta, serverul DHCP îi împrumută adresa IP pentru o perioadă, după care o regenerează.

Generarea adreselor IP prin serverul DHCP este o metodă utilizată pe scară largă în administrarea rețelelor de mari dimensiuni.
Folosirea unui server DHCP simplifică administrarea unei rețele pentru că software-ul ține evidența adreselor IP. În plus, este exclusă posibilitatea de a atribui adrese IP invalide sau duplicate.

5.6. Protocolul SNMP

Protocolul SNMP(Simple Network Manage Protocol) – permite administratorilor de rețea gestionarea performanțelor unei rețele, identificarea şi rezolvarea problemelor care apar, precum si planificarea dezvoltărilor ulterioare ale rețelei.

SNMP are trei componente de bază:

- Stațiile de administrare (Network Management Station) - pot fi oricare din calculatoarele rețelei pe care se execută programele de administrare;
- Agenții - dispozitivele administrate;
- Informațiile de administrare (Management Information Base) – colecție de date organizate ierarhic care asigură dialogul dintre stația de administrare şi agenți

Protocolul SNMP permite unei stații de administrare să interogheze un agent cu privire la starea obiectelor locale şi să le modifice, dacă este necesar. În plus, dacă un agent sesizează că s-a produs un eveniment, trimite un raport către toate stațiile de administrare care îl interoghează ulterior pentru a afla detalii despre evenimentul care a avut loc.

6. NIVELUL TRANSPORT

Nivelul Transport este miezul întregii întregii ierarhii de protocoale, având ca sarcină transportul datelor de la sursă la destinație într-un mod sigur, eficace din punctul de vedere al costurilor şi independent de rețeaua fizică utilizată. Fără nivelul Transport şi-ar pierde sensul întregul concept de ierarhie de protocoale.

Nivelul Transport este conținut atât în modelul TCP/IP, care este fundamentul Internetului, cât şi în modelul OSI – vezi figura 6.1.

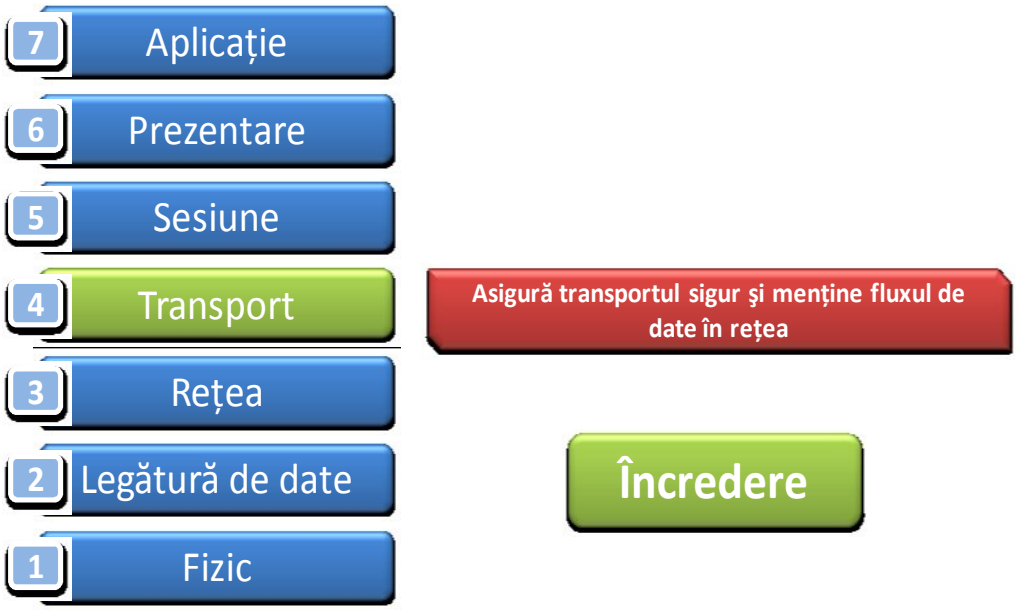


Fig.6.1. Poziția nivelului Transport în structura modelului OSI

Nivelul Transport separă nivelurile orientate pe aplicații (5, 6 şi 7 - menite să asigure livrarea corectă a datelor între calculatoarele interlocutoare), de cele destinate operării subrețelei (nivelurile 1, 2 şi 3 - responsabile de deplasarea mesajelor prin rețea, stive ce pot suferi modificări de implementare fără a influența nivelurile superioare).

Nivelul Transport administrează transmisia de date de la un computer la altul, putând asigura unele servicii, ca de exemplu: calitatea în comunicare, siguranța liniei de transport, controlul fluxului sau detecția şi corecția erorilor.

Una dintre funcțiile acestui nivel este de a împărți datele în segmente mai mici pentru a fi transportate uşor prin rețea. El este proiectat astfel încât să permită conversații între entitățile pereche din gazdele sursă, respectiv, destinație.

În cadrul acetui nivel sunt implementate diferite protocoale, două din cele mai cunoscute şi utilizate fiind:

- TCP (Trasmission Control Protocol) este un protocol sigur orientat pe conexiune

care permite ca un flux de octeți trimişi de pe un calculator să ajungă fără erori pe orice altă maşină din rețea. Orientarea pe conexiune nu semnifica faptul că există un circuit între computerele care comunică, ci faptul că segmentele nivelului Aplicație călătoresc bidirecțional între două gazde care sunt conectate logic pentru o anumită perioadă. Acest proces este cunoscut sub denumirea de packet switching.

TCP fragmentează fluxul de octeți în mesaje discrete şi transmite aceste segmente nivelului Rețea. TCP tratează totodată controlul fluxului pentru a se asigura că un emițător nu aglomerează (congestionează) un receptor mai lent cu mai multe mesaje decât poate acesta să prelucreze.

- UDP (User Datagram Protocol), este un protocol nesigur, fără conexiuni, destinat aplicațiilor care doresc să utilizeze propria lor secvențiere şi control al fluxului. Protocolul UDP este de asemenea mult folosit pentru interogări rapide întrebare-răspuns, client-server şi pentru aplicații în care comunicarea promptă este mai importatntă decât acuratețea acesteia, aşa cum sunt aplicațiile de transmisie a vorbirii sau a imaginilor video.

Principala diferență între cele două protocoale ale nivelului transport (TCP şi UDP), este fiabilitatea.

6.1 Funcțiile nivelului Transport

Principalele funcții sau responsabilități pentru nivelul transport, pentru a realiza conexiunea sursă – destinație, sunt următoarele:

- Identificarea diferitelor aplicații;

Un calculator are in general o singură legatură fizică la rețea. Orice informație destinată unei anumite maşini (de exemplu alt calculator) trebuie să specifice obligatoriu adresa de IP a acelei maşini. Dar pe un calculator pot exista în acelaşi timp mai multe procese care au stabilite conexiuni în rețea. Prin urmare datele trimise către o destinație trebuie să specifice pe langă adresa logică (IP-ul) a calculatorului şi procesul căreia îi aparține informația respectivă. Identificarea proceselor se realizează prin intermediul porturilor.

Un port este un număr pe 16 biți care identifică în mod unic procesele care rulează pe o anumita maşină. Orice aplicație care realizează o conexiune în rețea va trebui să ataşeze un număr de port acelei conexiuni.

Valorile pe care le poate lua un număr de port sunt cuprinse intre 0 si 65535 (deoarece sunt numere reprezentate pe 16 biți).

Există trei tipuri diferite de număr de porturi - vezi tabelul 6.1.

Tabelul 6.1

Tipul portului	Număr de port
Rezervate (Well Known Ports)	0 - 1023
Înregistrate (Registered Ports)	1024 - 49151
Private (Dynamic or Private Ports)	49152 - 65535

- Rezervate (0 - 1023) Aceste numere de port sunt rezervate unor aplicații Binecunoscute sau standard;
- Înregistrate (Registered Ports) (1024 - 49151) - Aceste numere de port pot fi alocate unor aplicații;
- Private (Dynamic or Private Ports) (49152 - 65535) - Aceste numere de port sunt, în mod curent, alocate dinamic clienților unor aplicații.

Exista numere de porturi care pot fi alocate dinamic.

- Multiplexarea şi demultiplexarea datelor;

Adresarea aplicațiilor este un exemplu de funcționare a multiplexării, putând exista mai multe conexiuni transport pentru o singura conexiune de rețea. Folosind adresele de port, protocoalele de la nivelul Transport, multiplexează la transmisie datele venite de la mai multe aplicații, combinându-le într-un singur flux de date care va fi transmis.

Aceleaşi protocoale, primesc datele la recepție şi demultiplexează fluxul de date, direcționând fiecare segment către aplicația sau procesul destinatar.

- Trasarea comunicației individuale între aplicațiile sursei şi respectiv destinației;

Identificarea diferitelor aplicații are ca efect posibilitatea de a se realiza o comunicare individuală între diverse aplicații. Atunci cînd un proces aplicație doreşte să

stabilească o conexiune cu o aplicație aflată la distanță, el trebuie să specifice cu care proces doreşte să se conecteze. Metoda folosită în mod normal este de a defini adrese de transport la care procesele pot să aştepte cereri de conexiune. Aceste adrese sunt porturile.

- Segmentarea datelor în segmente şi administrarea fiecărui segment în parte;

Pentru a realiza comunicația între procese, nivelul Transport trebuie să realizeze mai multe sarcini diferite dar dependente între ele. Pentru transmisie, nivelul Transport trebuie să țină evidența datelor venite de la fiecare aplicație şi apoi să combine aceste date într-un singur flux de date pe care să-l trimită la nivelele inferioare.

De la nivelele superioare, nivelul Transport primeşte cantități mari de data pe care nu poate să execute operația de multiplexare. Pentru a rezolva această problemă, se sparge fluxul de date în segmente de dimensiuni mici care sunt mai uşor de manipulat la transmisie de către rețea.

Pentru a exemplifica segmentarea, să presupunem că un computer încearca să trimită prin rețea un fişier de dimensiuni foarte mari. Transferul acestui fişier ar dura foarte mult.

Dacă acest fişier (flux de date) nu ar fi segmentat, nu există nicio posibilitate ca alte terminale să folosească rețeaua pe durata de transfer al acestor date. Alte terminale ar trebui să aştepte ca fişierul să fie transmis complet înainte ca ele să înceapă să transmită. Deoarece rețeaua trebuie să poată fi folosită de multe terminale în acelaşi timp trebuie facută segmentarea (şi apoi binențeles multipexarea sau întrețeserea segmentelor).

Datele de la fiecare proces (terminal) se împart în bucați mici care ocupă puțin legatura pe rețea şi astfel şi celelalte terminale pot trimite aparent simultan date pe rețea (acest procedeu poartă deumirea de multiplexare în timp).

- Reasamablarea segmentelor în fluxuri de date de aplicații

Terminalul care primeşte informatia trebuie să realizeze operațiile inverse, adică să reasambleze datele din segmentele primite şi să refacă fluxul inițial de date.

5.2. Protocolul TCP

TCP este protocolul principal care permite transportul sigur al datelor de la un capăt la altul al unei conexiuni într-o rețea nesigură. A fost proiectat special pentru Internet şi este larg folosit în acest scop.

TCP este un protocol orientat pe conexiuni, care permite ca un flux de octeți trimişi de un calculator să ajungă fără erori pe orice alt calculator din rețeaua Internet.

Fiabilitatea comunicării prin intermediul protocolului TCP este dată de sesiunile orientate pe conexiune. Înainte ca o gazdă să trimită date către o altă gazdă folosind protocolul TCP, nivelul Transport inițiază un proces pentru a crea o legătură cu destinația.

Această conexiune permite urmărirea sesiunii, sau fluxului de comunicare între gazde. Acest proces se asigură că fiecare gazdă are cunoştință despre comunicare şi este pregătită pentru aceasta. O conversație TCP completă cere stabilirea unei sesiuni între gazde, în ambele direcții.

După ce sesiunea a fost stabilită, destinația trimite confirmări la sursă pentru fiecare segment pe care îl primeşte. Aceste confirmări formează baza de fiabilitate în cadrul sesiunii TCP.

Când sursa primeşte o confirmare, se ştie că datele, pentru care s-a primit respectiva confirmare, au fost livrate cu succes şi astfel se poate încheia urmărirea acelor datele. În cazul în care sursa nu primeşte o confirmare în cadrul unei sume prestabilite de timp, se retransmit datele către destinație.

Cîteva dintre cele mai cunoscute aplicații care sunt transmise cu ajutorul protocolului TCP sunt prezentate (prin intermediul numerelor de port) în tabelul 6.2.

Tabelul 6.2

Număr de port	Protocol
21	FTP
23	Telnet
25	SMTP
80	HTTP
110	POP-3

5.2.1. Caracteristicile protocolului TCP

Principalele caracteristici ale TCP sunt:

- Transfer de date în flux continuu - datele circulă în acelaşi timp, în ambele sensuri ale conexiunii;
- Siguranța transmisiei - recuperează pachetele transmise cu erori, pierdute sau cu număr de secvență eronat;
- Controlul fluxului de date – în transferul de date dintre două procese, când aplicația destinație trimite o confirmare către emitent, se indică şi numărul permis de octeți ce se pot recepționa, pentru a se asigura că transmiterea rapidă de mesaje de către un emițător, nu face ca un receptor lent să primească mai multe mesaje decât poate prelucra. În urma unui astfel de mesaj, emițătorul îşi va dimensiona pachetele transmise la lungimea indicată de receptor;
- Multiplexarea - permite mai multor procese, care rulează pe acelaşi calculatorhost, să utilizeze facilitățile protocolului TCP simultan;
- Controlul conexiunii (fiabilitatea conexiunii) - presupune stabilirea numărului de secvență şi a dimensiunii ferestrei, pentru fiecare segment TCP;
- Stabilirea conexiunii.

5.2.2. Stabilirea conexiunii

Când două gazde comunică folosind TCP, o conexiune este stabilită înainte ca datele să poată fi transmise. După ce comunicarea este completă, sesiunile sunt închise, iar conexiunea se încheie. Mecanismele de conectare şi de sesiune activează funcția de fiabilitate a protocolului TCP.

Gazda urmăreşte fiecare segment de date în cadrul unei sesiuni şi face schimb de informații cu privire la ce date sunt primite de fiecare gazdă, utilizând informațiile din antetul TCP.

Pentru a stabili o conexiune, gazdele efectuează o metodă numită three-way handshake. Biții de control din antetul TCP indică evoluția şi starea conexiunii. Acest algoritm conține următorii paşi prezentat în figura 6.2:

- Clientul inițiator trimite un segment care conține:
  - o valoare de secvență inițială ($SEQ_{client} = 100$), ce serveşte ca o cerere

către server pentru a începe o sesiune de comunicații;

- Serverul răspunde cu un segment care conține:
  - o valoare de confirmare ($ACK_{server} = SEQ_{client} + 1 = 101$), egală cu

valoarea secvenței primite plus 1.Valoarea de confirmare este una mai mare decât valoarea secvenței, deoarece ACK este întotdeauna următorul octet aşteptat. Această valoare de confirmare permite clientului de a fi sigur că cererii lui de realizare a conexiunii i se răspunde;

  - valoarea ei proprie de secvență de sincronizare ($SEQ_{server} = 300$).

- Clientul inițiator răspunde cu un segment care conține;
  - o valoare de confirmare ($ACK_{client} = SEQ_{server} + 1 = 301$), egală cu valoarea secvenței primite plus 1;
  - valoarea ei proprie de secvență de sincronizare plus 1 ($SEQ_{client} + 1 = 101$).

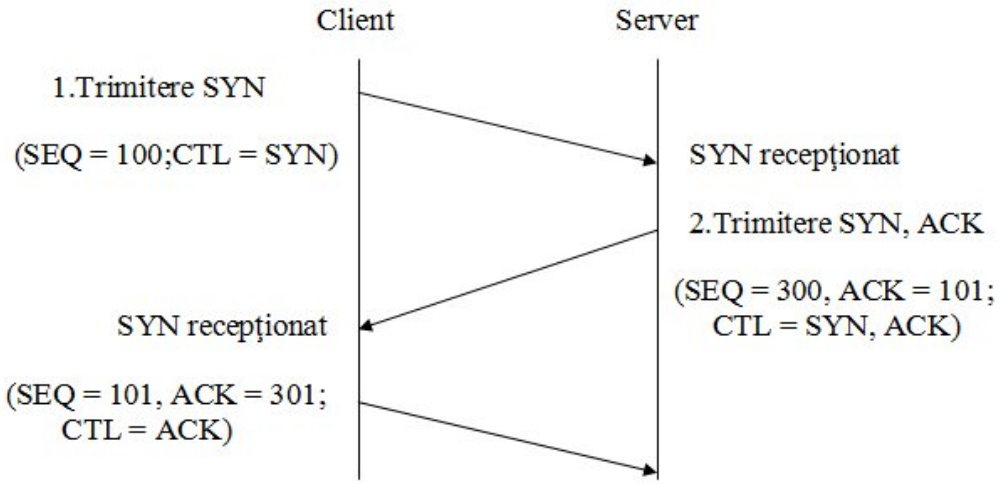


Fig.6.2. Secvențele necesare stabilirii conexiunii TCP

SYN - Sincronizează valorile de secvență;
SEQ - Valoarea secvenței;
ACK - Valoarea de confirmare;
CTL - Specifică biții de control din antetul segmentului TCP ce sunt setați pe 1.

5.2.3. Antetul segmentului TCP

În cadrul nivelului Transport după procesul de segmentare are loc împachetarea datelor. Această împachetare constă în lipirea unui antet, noile entități de transmisie şi de recepție purtând numele de segmente.

Un segment TCP constă dintr-un antet de 20 de octeți (plus o parte opțională) urmat de zero sau mai mulți octeți de date - vezi figura 6.3.

Bit 0			Bit 15	Bit 16	Bit 31
Număr port sursă				Număr port destinație	
Număr secvență					
Număr confirmare					
Lungime antet	Rezervat	Steaguri		Lungime fereastră	
Control TCP – Sumă de control				Idicator de urgență	
Opțiuni					
DATA (de aplicații)					

Fig.6.3. Antetul TCP (primele 5 rânduri ale segmentului)

Programul TCP este cel care decide cît de mari trebuie să fie aceste segmente. Dimensiunea segmentului este limitată de unitatea maximă de transfer sau MTU (Maximum Transfer Unit).

Deoarece MTU este în general de 1500 octeți (dimensiunea informației utile din Ethernet) se defineşte o limită superioară a dimensiunii unui segment.

Semnificația informațiilor introduse în antet este următoarea:

- Număr port sursă - 16 biți (2 octeți) - numărul de port al celui ce face apelul;
- Număr port destinație - 16 biți (2 octeți) - numărul de port de destinație al celui ce este apelat;

Câmpurile Număr port sursă şi Port destinație identifică punctele finale ale conexiunii şi constituie totodată un identificator al conexiunii.

- Numărul de secvență – 32 biți (4 octeți) - numărul primului octet de date din cadrul segmentului curent de date;
- Numărul de confirmare – 32 biți (4 octeți) - valoarea următorului octet pe care sursa se aşteaptă să-l primească (şi nu a ultimului octet recepționat în mod corect);
- Lungime antetului – 4 biți - indică numărul de cuvinte de 32 de biți care sunt conținute în antetul TCP. Această informație este utilă, deoarece cîmpul Opțiuni este de lungime variabilă, proprietate pe care o transmite astfel şi antetului;
- Rezervat – 6 biți - câmp neutilizat, rezervat pentru viitor;
- Steaguri (indicatori) – 6 biți – ce au următoarea semnifibație:
  - Bitul URG poziționat pe 1 arată că Indicatorul urgent este valid;
  - Bitul ACK pe 1 indică faptul că Numărul de confirmare este valid. Dacă este poziționat pe 0, segmentul în discuție nu conține o confirmare si câmpul Număr de confirmare este ignorat;
  - Bitul PSH indică faptul că informația trebuie livrată aplicației îndată ce a fost recepționată, fără a mai fi memorată în buffere din rațiuni de eficiență;
  - Bitul RST este folosit pentru a desființa o conexiune care a devenit inutilizabilă din cauza unur defecțiuni ale maşinilor gazdă sau din alte motive;
  - Bitul SYN este folosit pentru stabilirea unei conexiuni. Cererea de conexiune conține $SYN = 1$ si $ACK = 0$, iar răspunsul la o astfel de cerere este confirmată prin combinația $SYN = 1$ si $ACK = 1$;
  - Bitul FIN este folosit pentru a încheia o conexiune.
- Lungime fereastră – 16 biți (2 octeți) - indică numărul de octeți, începând cu cel indicat prin numărul de confirmare, pe care cel ce trimite mesajul îi poate recepționa;

În TCP, fluxul de control este tratat prin ferestre glisante de dimensiune variabilă.

- Suma de control – 16 biți (2 octeți) - indică suma câmpurilor de antet şi date, calculată pentru verificare;
- Indicator de urgență – 16 biți (2 octeți) - permite identificarea poziției unor date de urgență, în cadrul protocolului TCP;
- Optiuni – 32 biți (4 octeți) - a fost proiectat pentru a permite adăugarea unor facilități suplimentare neacoperite de antetul obişnuit. Cea mai importantă opțiune este aceea care permite fiecărei maşini să specifice încărcarea maximă de informație utilă TCP pe care este dispusă să o accepte;
- Date - Datele protocolului nivelului superior;

5.2.4. Reasamblarea în ordine a segmentelor

În procesul de transmitere a informației există posibilitatea ca segmentele să ajungă la destinație în cu totul altă ordine față de cea în care au fost trimise. Pentru ca mesajul original să fie înțeles de receptor, segmentele sunt reasamblate în ordinea inițială. Sunt alocate numere de secvență în antetul fiecărui segment.

În timpul instalării sesiunii, un număr de secvență inițial (ISN) este setat. Acest număr de secvență inițial reprezintă valoarea de pornire a octeților pentru această sesiune, care vor fi transmişi la receptoar. În timp ce datele sunt transmise în timpul sesiunii, numărul de ordine este incrementat cu numărul de octeți ce au fost transmişi. Această

urmărire a octeților de date permite fiecărui segment să fie unic identificat şi recunoscut. Segmentele ce lipsesc pot fi identificate foarte uşor.

Numerele de ordine ale segmentelor ajută la creşterea fiabilității prin indicarea modului de reasamblare şi reordonare a segmentele primite, aşa cum se prezintă în figura 6.4.

Procesul de primire cu protocolul TCP aşează datele dintr-un segment într-un buffer de primire. Segmentele sunt plasate în ordinea corectă a numărului de ordine şi se transmit mai departe la nivelul aplicație atunci când acestea sunt reasamblate. Orice segment care soseşte cu un număr de secvență diferit de cel aşteptat este reținut pentru prelucrare ulterioară. Apoi, atunci când ajung segmentele cu octeții lipsă, aceste segmente reținute sunt prelucrate.

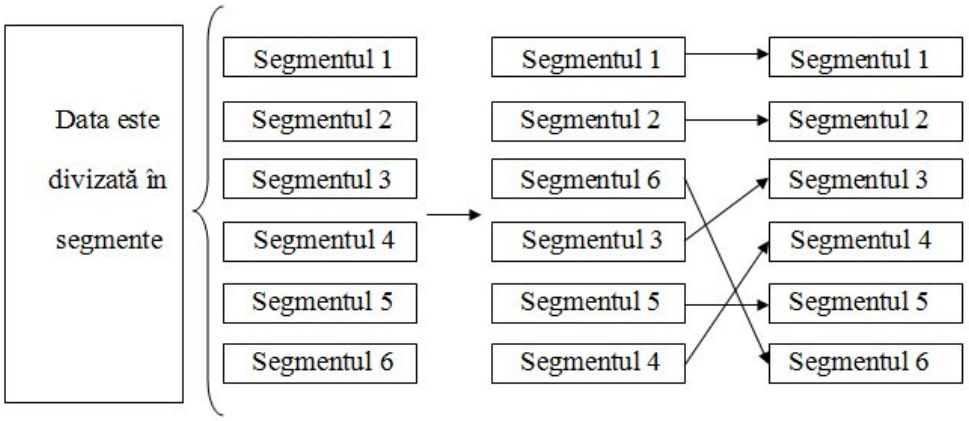


Fig.6.4. Reasamblarea segmentelor

5.2.5. Controlul congestiei în TCP

Una dintre funcțiile protocolului TCP este să se asigure că fiecare segment ajunge la destinație. Serviciile TCP de la destinație confirmă datele pe care le-a primit de la aplicația sursă. Valoarea de secvență a antetului de segment şi numărul de confirmare sunt folosite împreună pentru a confirma primirea de octeți de date conținute de segmente.

Numărul de ordine este numărul relativ de octeți care au fost transmişi în această sesiune, plus 1 (care este numărul primului octet de date din segmentul curent). TCP foloseşte numărul de confirmare în segmentele trimise înapoi la sursă pentru a indica octetul următor în această sesiune, pe care receptorul se aşteaptă să-l primească. Aceasta se numeşte confirmare (acknowledgement).

Sursa este astfel informată că destinația a primit toți octeții în acest flux de date de până la, dar nu inclusiv, octetul indicat de numărul de confirmare. Este de aşteptat ca dispozitivul ce trimite, să trimită un segment care utilizează un număr de ordine egal cu numărul de confirmare. Pe scurt, fiecare conexiune este de fapt un ansamblu de două sesiuni, fiecare pe o singură direcție. Numerele de secvență şi numerele de confirmare sunt transmise în ambele direcții.

Cantitatea de date pe care o sursă o poate transmite înainte de a trebui să primească o confirmare, se numeşte dimensiunea (lungimea) ferestrei. Lungimea ferestrei este un câmp din antetul TCP care permite gestionarea de date pierdute şi controlul fluxului.

Protocolul TCP oferă, de asemenea, mecanismele de control al fluxului de date. Controlul fluxului asistă fiabilitatea transmisiei prin TCP prin ajustarea ratei efective a fluxului de date între cele două servicii din sesiune. Atunci când sursa este informată că valoarea de date specificată în segmente este primită, se poate continua transmisia mai multor date pentru această sesiune.

Lungimea ferestrei în antetul TCP precizează cantitatea de date care pot fi transmise înainte ca o confirmare să fie primită. Dimensiunea ferestrei inițiale se determină în cursul pornirii sesiunii. Mecanismul de feedback TCP ajustează rata efectivă de transmitere a datelor la debitul maxim pe care rețeaua şi dispozitivul destinație îl pot suporta fără pierderi. Protocolul TCP încearcă să administreze rata de transmitere astfel încât toate datele să fie primite şi retransmisiile să fie minimizate.

În figura 6.5 apare o reprezentare simplificată a dimensiunii ferestrei şi confirmarea corespunzătoare.

În acest exemplu, dimensiunea (lungimea) ferestrei inițiale pentru o sesiune TCP reprezentată este setată la 3000 bytes (octeți). În cazul în care expeditorul a transmis 3000 bytes, se aşteaptă o confirmare a acestor octeți înainte de a transmite mai multe segmente în această sesiune. Odată ce expeditorul a primit această confirmare de la receptor, expeditorul poate transmite o suplimentare de 3000 bytes.

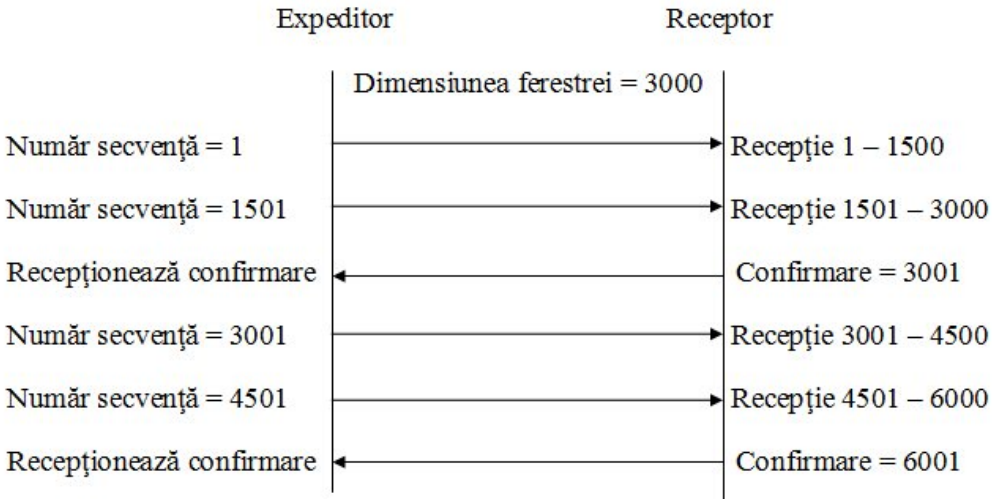


Fig.6.5. Confirmarea primirii segmentelor şi dimensiunea (lungimea) ferestrei

În timpul întârzierii, până se primeşte confirmarea, expeditorul nu va mai trimite segmente suplimentare pentru această sesiune. În perioadele când rețeaua este saturată sau resursele receptorului sunt limitate, întârzierea poate creşte. Cu cât această întârziere creşte mai mult, rata de transmitere eficientă a datelor pentru această sesiune scade.

5.3. Protocolul UDP

UDP este un protocol simplu care oferă funcțiile de bază ale nivelului transport.

Protocolul UDP nu stabileşte o conexiune între sursă şi destinație înainte de a transmite date şi furnizează o încărcătură scăzută transportului de date, datorită faptului că antetul datagramei este mic şi pentru că nu administrează traficul rețelei.

Deoarece UDP nu este orientat pe conexiune, sesiunile nu sunt stabilite înainte ca comunicarea să aibă loc, cum se întâmplă cu TCP. UDP este declarat a fi bazat pe tranzacții. Cu alte cuvinte, atunci când o aplicație are de transmis date, acesta trimite pur şi simplu acele date.

O parte din protocoalele nivelului Aplicație ce utilizează UDP sunt următoarele:

- DNS (Domain Name System);
- SNMP (Simple Network Management Protocol);
- DHCP (Dynamic Host Configuration Protocol);
- RIP (Routing Information Protocol);
- TFTP (Trivial File Transfer Protocol);

Unele aplicații, cum ar fi jocurile on-line sau VoIP (Voice over IP), pot tolera pierderea unor date. În cazul în care aceste aplicații utilizau TCP, mai mult ca sigur, ele prezentau mari întârzieri de timp, deoarece TCP-ul detectează pierderea de date şi retransmite acele date pierdute. Aceste întârzieri ar fi mult mai dăunătoare aplicațiilor decât micile pierderi de date. Unele aplicații, cum ar fi DNS, va reîncerca pur şi simplu cererea, în cazul în care nu primesc un răspuns, şi prin urmare nu au nevoie de TCP pentru a garanta livrarea mesajului.

5.3.1. Caracteristicile protocolului UDP

UDP este un protocol simplu, cu puține facilități.

Nu realizează controlul fluxului, a erorilor, nu retransmite datagrame pierdute etc. El pur şi simplu oferă IP-ului un mijloc de multiplexare a proceselor (aplicațiilor) folosind porturile de nivel transport. Este utilizat în transferurile scurte de date, gen întrebare – răspuns în aplicațiile client - server. Un client trimite o cerere scurtă spre server şi aşteaptă un răspuns scurt. Dacă aceste nu vine într-un timp aşteptat, atunci repetă cererea.

Un exemplu tipic de utilizare este între un client şi serverul DNS (Domain Name System) pentru aflarea adresei IP corespunzătoare unui nume de gazdă. Nu este nevoie de deschiderea unei conexiuni, nici de închidere, pentru un transfer pentru două mesaje scurte care traversează rețeaua.

Atunci când mai multe datagrame sunt trimise la destinație, ele pot lua diferite căi şi pot ajunge în ordine greşită. UDP nu ține cont de numerele de secvență cum le utilizează protocolul TCP.

UDP nu are nici o modalitate de a reordona datagramele în ordinea în care au fost transmise. În figura 6.6 se observă acest lucru şi mai ales faptul că datagramele pierdute nu se mai retransmit.

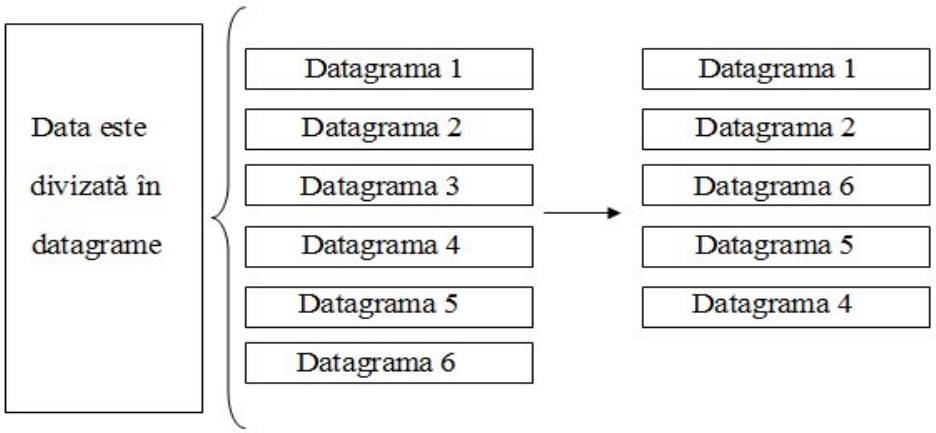


Fig. 6.6. Transmiterea datagramelor

Prin urmare, UDP reasamblează pur şi simplu datele, în ordinea în care acestea au fost primite şi le transmite mai departe aplicației. În cazul în care secvența de date este importantă pentru aplicație, aplicația va trebui să identifice secvența corectă a datelor şi să stabilească modul în care datele ar trebui să fie prelucrate.

5.3.2. Antetul datagramei UDP

La fel ca în cazul utilizării protocolului TCP, după procesul de segmentare are loc împachetarea datelor. Această împachetare constă în lipirea unui antet, noile entități de transmisie şi de recepție purtând numele de datagrame.

PDU-ul (Protocol Data Unit) protocolului UDP este numit datagramă, deşi uneori termenii segment şi datagramă sunt folosiți alternativ pentru a descrie un PDU de nivel transport.

O datagramă UDP constă dintr-un antet de 8 de octeți urmată de zero sau mai mulți octeți de date - vezi figura 6.7.

Bit 0 Bit 15	Bit 16 Bit 31
Număr port sursă	Număr port destinație
Lungime UDP	Sumă de control
DATA (de aplicații)	

Fig.6.7. Antetul UDP (primele 2 rânduri ale datagramei)

Semnificația informațiilor introduse în antet este următoarea:

- Număr port sursă - 16 biți (2 octeți) - numărul de port al celui ce face apelul;
- Număr port destinație - 16 biți (2 octeți) - numărul de port de destinație al celui ce este apelat;

Câmpurile Număr port sursă şi Port destinație identifică punctele finale ale conexiunii şi constituie totodată un identificator al conexiunii.

- Lungime antetului – 16 biți (2 octeți) – include antetul şi datele;
- Suma de control – 16 biți (2 octeți) - indică suma câmpurilor de antet şi date, calculată pentru verificare;

5.4. Comparație între protocoalele de nivel transport

O comparație între caracteristicile celor două protocoale este oferită în tabelul 6.3

Tabelul 6.3

Caracteristică	**TCP**	**UDP**
Mărimea headerului pachetului	20-60 Bytes	8 Byte
Entitatea pachetului de nivel rețea	Segment	Datagramă
Orientare pe conexiuni	Da	Nu
Transport de încredere	Da	Nu
Livrarea în ordinie	Da	Nu
Livrarea neordonată	Nu	Da
Suma de verificare a datelor	Da	Opțional
Mărimea sumei de verificare (biți)	16	16
Controlul fluxului	Da	Nu
Controlul congestiei	Da	Nu

7. NIVELUL REȚEA

Nivelul rețea este un nivel complex care oferă conectivitate şi selectează drumul de urmat între două sisteme gazdă care pot fi localizate în rețele separate geografic.

Acesta este nivelul cel mai important în cadrul Internetului, asigurând posibilitatea interconectării diferitelor rețele. Tot la acest nivel se realizează adresarea logică a tuturor nodurilor din Internet. La nivelul rețea operează ruterele, dispozitivele cele mai importante în orice rețea de foarte mari dimensiuni.

Nivelul Rețea este stratul cu numărul 3 corespunzător modelului OSI – vezi figura 7.1.

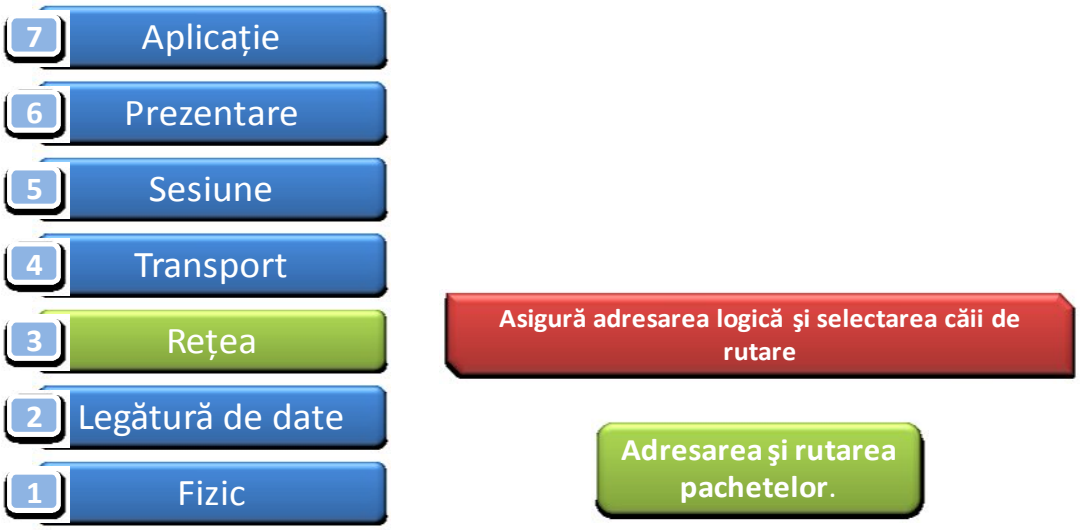


Fig.7.1. Poziția nivelului Rețea în structura modelului OSI

În cadrul nivelului Rețea are loc un nou proces de încapsulare prin adaugare antetul propriu ce transformă segmentele de la nivelul Transport în pachete. Cele mai importante informații conținute de acest antet sunt adresele logice ale sursei, respectiv destinației.

Nivelul rețea are ca sarcină principală transferul datelor de la sursă la destinație prin trecere din nod în nod de-a lungul rețelei.

Transferul datelor la nivel rețea se poate face în modul orientat pe conexiune sau neorientat pe conexiune. Şi într-un caz şi în altul, rețeaua trebuie să poată face dirijarea pachetelor în noduri, adică să facă rutarea.

Nodurile de rețea care fac dirijare se numesc rutere. Ele trebuie să fie echipamente inteligente, capabile să ia decizii de rutare optime, să aleagă calea cea mai potrivită de urmat dintre multe variante posibile.

Pentru aceasta, ruterele trebuie să cunoască topologia rețelei, să aibă mereu informații despre starea rutelor, să poată folosi diferite criterii de performanță pentru a compara rutele, să poată utiliza algoritmi de rutare în timp real.

Prin deciziile de rutare trebuie să se asigure o încărcare cât mai uniformă posibilă a rețelei, fără a congestiona unele rute şi a lăsa neîncărcate altele.

Dacă pachetele sau fluxurile de date traversează rețele diferite, interconectarea dintre ele se face prin conversie de protocol de către echipamente speciale numite porți (gateways) care operează la nivel transport. În fiecare rețea omogenă operează protocoale specifice de nivel rețea care asigură ruterea în acea rețea. Principalul protocol implementat la acet nivel este Ipv4 (Internet Protocol version 4)

7.1 Funcțiile nivelului Rețea

Nivelul rețea, controlează operațiile din subrețea prin crearea, menținerea şi apoi întreruperea unei conexiuni virtuale a nivelurilor transport al calculatoarelor aflate în comunicație.

Nivelul rețea, în cazul comunicației dintre două calculatoare care aparțin unei rețele WAN, are rolul de a proteja nivelurile superioare de arhitectura fizică a rețelelor LAN, deoarece se interconectează rețele de calculatoare care au fost realizate de diferite firme care au dezvoltat propriile tipuri de rețele, bazate pe propriile standarde.

În consecință, este important ca nivelurile superioare să nu fie dependente de tehnologia utilizată în rețelele LAN.

Principalele funcții realizate la acest nivel sunt:

- Alegerea traseelor pentru mesajele dintre utilizatorii finali şi eventuala modificare a acestora, pentru a asigura transmiterea lor pe un traseu optim. Altfel spus se realizează alegerea traseului (path) sau căii (route), adică a succesiunii de tronsoane de canale fizice de la calculatorul ce emite la cel receptor, pe care este transportat fiecare pachet. Procesul se numeste rutare.;
- Alocarea adreselor logice ale calculatoarelor şi efectuarea conversiilor între aceste adrese şi adresele fizice ale respectivelor calculatoare;
- Rezolvarea strangulărilor (bottleneck) provocate de prezența simultană a prea multor pachete în subretea, fie prin realegerea traseelor, fie cerând nivelului transport să oprească temporar emisia mesajelor;
- Realizarea conversiei dintre diferite protocoale, în situatia în care mesajele parcurg rețele eterogene, adică realizate cu tehnologii diferite (Ethernet, FDDI, Token Ring, etc).

7.2. Protocolul IPv4

Principalalul protocol al nivelului retea este protocolul IP (în prezentarea de față se va face referire doar la caracteristicile protocolului IPv4). Acesta este un protocol fără conexiune, care asigură o transmisie nefiabilă a pachetelor de date. Un astfel de protocol este caracterizat prin faptul că fiecare pachet este considerat o entitate independentă, care nu are legătură cu celelalte pachete transmise.

Adresa unică, atribuită fiecărui echipament de comunicatie dintr-o retea, se numeste adresă IP având o lungime de 4 bytes sau 32 de biți. Procesul prin care se face alocarea adresei IP unui echipament din rețea se numeste adresare. Fiecare pachet de date, , contine atât adresa IP a calculatorului sursă, cât si adresa IP a calculatorului destinatie, astfel încât poate fi transmisă si rutată independent de celelalte pachete.

Protocolul IP este nefiabil, pentru că nu garantează că pachetele vor ajunge la destinație şi nici că transmisia lor pe canalul de comunicație va fi fără erori. Totuşi, pachetul IP conține o sumă de control a antetului.

Dacă antetul unui pachet IP nu este corespunzător, întreg pachetul este anulat şi nu mai este transmis nivelului superior, nivel care verifică toate datele conținute de pachet. Protocolul IP este responsabil cu rutarea pachetelor în Internet şi cu o posibilă fragmentare a datelor.

Fragmentarea unui pachet este făcută de un gateway atunci când pachetul este prea mare pentru a parcurge rețeaua prin care se va transmite, aceasta fiind o rețea de alt tip (Ethernet, Token Ring, FDDI, etc.). În acest caz, fragmentele rezultate sunt transmise în continuare ca pachete IP independente şi sunt reasamblate la destinație, reconstituind astfel pachetul initial. Dacă unul dintre fragmente este eronat sau pierdut, se anulează întregul pachet.

În cadrul nivelului Rețea are loc o nouă împachetare a datelor. Această împachetare constă în lipirea unui antet, noile entități de transmisie şi de recepție purtând numele de pachete.

Un pachet constă dintr-un antet de 20 de octeți (plus o parte opțională cu lungime variabilă) urmat de zero sau mai mulți octeți de date - vezi figura 7.2.

<table>
<tr><td colspan="3">Bit 0 Bit 15</td><td colspan="2">Bit 16 Bit 31</td></tr>
<tr><td>Versiune</td><td>Lungime antet</td><td>Tip serviciu</td><td colspan="2">Lungime totală</td></tr>
<tr><td colspan="3">Identificare</td><td>Semnalizări</td><td>Deplasarea fragmentului</td></tr>
<tr><td colspan="2">Timp de viață</td><td>Protocol</td><td colspan="2">Sumă de control a antetului</td></tr>
<tr><td colspan="5">Adresa IP a sursei</td></tr>
<tr><td colspan="5">Adresa IP a destinației</td></tr>
<tr><td colspan="5">Opțiuni</td></tr>
<tr><td colspan="5">DATA (de aplicații)</td></tr>
</table>

Fig.7.2. Antetul IPv4 (primele 5 rânduri ale pachetului)

Semnificația informațiilor introduse în antet este următoarea:

- Versiune - 4 biți - versiunea protocolului IP utilizat. Versiunea actuală este versiunea 4, notată cu IPv4;
- Lungime antet - 4 biți - Lungimea antetului ataşt segmentului (sau datagramei). Când a fost concepută structura unei pachet, s-a stabilit ca antetul să fie multiplu de 32 biti. Un antet are în mod normal 20 de octeti, adică 5 blocuri de cîte 4 octeti. Ca urmare, acest câmp va contine, de cele mai multe ori, valoarea 5. Mai exact, valoarea acestui câmp este numărul binar 0101. Datele încapsulate în pachet urmează imediat după antet. Examinând câmpul Lungime antet se poate determina pozitia la care încep datele;
- Tip serviciu – 8 biți (1 octet) – precizează informații referitoare la prioritatea pachetului de date. Acest câmp este împărtit la rândul său în 6 subcâmpuri care permit stabilirea priorităților pentru pachetul IP. Echipamentul de retea, citeşte valoarile din acest câmp, poatând lua decizii corecte pentru gestiunea datelor. Într-o rețea, sau în internet, circulă nu numai pachete de date, ci si pachete de control (informatii de routare, etc). Utilizând acest câmp se pot acorda priorități diferite pachetelor de control față de cele de date;
- Lungime totală – 16 biți (2 octeți) – este o valoare care specifică lungimea totală a pachetului (în octeti), incluzând şi antetul. Având 16 biti, rezultă că dimensiunea teoretică maximă este de 65.535 octeți. La stabilirea acestei valori s-a ținut cont de nivelul Legăturii de Date al rețelei, nivel care încapsulează diferit pachetele pentru tipuri diferite de rețele.

Fiecare tip de rețea defineşte o valoare pentru dimensiunea maximă a unui pachet. Aceasta valoare se numeste unitate maximă de transfer a rețelei (MTU – Maximum Transfer Unit). Astfel, rețelele Ethernet au un MTU de 1500 octeți, Token Ring au unitatea maximă de transfer a rețelei de 4464 octeți.

Alte tipuri de rețea pot avea valori mult mai mici ale unității maxime de transfer a rețelei, chiar până la 128 octeți. Dacă o aplicație încearcă să transporte un pachet IP mai mare decât MTU, se produce fragmentarea datelor, la destinație urmând să se producă reasamblareastora;

- Identificare – 16 biți (2 octeți) – permite (împreună cu câmpurile de adrese şi protocol), identificarea, pe parcursul reasamblării, a diferitelor fragmente ale pachetelor de către;
- Semnalizări – 3 biți - este un câmp de informație de control format din 3 biti (un bit nefolosit), care conține 2 indicatori:

- DF setat pe 1 interzice fragmentarea; DF setat pe 0 precizează că pachetul a fost fragmentat;
- MF setat 1 precizează că mai urmează fragmente; MF poziționat pe 0 indică ultimul fragment al pachetului;

- Deplasarea fragmentului – 13 biți – precizează poziția fragmentului curent în cadrul pachetului. Toate fragmentele dintr-un pachet, cu excepția ultimului, trebuie să fie un multiplu de 8 octeți - unitatea de fragmentare elementară.

Din moment ce sunt prevăzuți 13 biți, există un maxim de 8192 de fragmente pe pachet, obținîndu-se o lungime maximă de 65536 octeți, cu unul mai mult decît cîmpul lungime totală;

- Timp de viață – 8 biți (1 octet) - este un contor folosit pentru a limita durata de viață a pachetelor. A fost introdus pentru a împiedica pachetele să rătăcească prin Internet. La primirea pachetului, fiecare router dintre calculatorul sursă şi calculatorul destinație decrementează acest câmp cu o unitate.

Atunci când un pachet atinge valoarea $TTL = 0$ este distrus. În acest caz sursa este anuntată printr-un mesaj generat de protocolul ICMP (Internet Control Message Protocol). În concluzie este imposibil ca un pachet să circule la infint, deoarece după ce trece prin maximum 255 de device-uri (de exemplu routere) este distrus;

- Protocol – 8 biți (1 octet) - permite specificarea tipului de protocol de nivel superior (nivelul Transport) utilizat (TCP, UDP, etc);
- Suma de control a antetului – 16 biți (2 octeți) - verifică numai antetul. O astfel de sumă de control este utilă pentru detectarea erorilor generate de locații de memorie proaste din interiorul unui router. Suma de control pentru toate datele încapsulate este calculată de protocoalele de nivel superior care au creat datele respective. În cazul unui segment eronat, protocolul IP nu obligă calculatorul destinație să trimită calculatorului emițător (sursă) un mesaj de eroare;
- Adresa IP a sursei - 32 biți (4 octeți) – indică adresa logică a sursei;
- Adresa IP a destinației - 32 biți (4 octeți) – indică adresa logică a destinației;

7.3. Adresarea IP

Pentru orice comunicare în rețea trebuie să existe un mecanism de adresare, care să permită recunoaşterea unică a calculatoarelor conectate.

La conceperea protocolului IP s-a impus utilizarea unui mecanism de adresare care să identifice unic fiecare dispozitiv gazdă din rețea.

O adresă IP este un număr binar pe 32 de biti, reprezentat prin 4 numere zecimale separate prin puncte, fiecare număr fiind reprezentat prin 8 biți.

Un exemplu de adresă IP este: 192.0.128.64. Această notație este cunoscută sub numele "dotted decimal".

Adresa IP este reprezentată în calculator în forma binară:
11000000 00000000 10000000 01000000.

7.3.1. Clase de adrese IP; Adresarea IP pe baza claselor de adrese (Classful IP Addressing)

Orice adresă IP este formată din două părti, una care identifică rețeaua (Network ID) şi una care identifică nodulsau gazda (Host ID).

Deşi această exprimare facilitează semnificativ lucrul cu adresele IP, există unele limitări legate de uşurinta de a discerne între porțiunea de rețea şi cea de stație din cadrul adresei IP.

Încercarea de a păstra reprezentarea zecimală ca model de referință pentru adresa IP şi de a permite să se facă uşor distincția între cele două componente ale adresei IP, a condus la definirea claselor de adrese IP.

Au fost definite 5 clase diferite de adrese IP: A, B, C, D si E. Se poate determina clasa din care face parte adresa IP prin examinarea primilor 4 biți ai adresei IP:

- Adresele de clasă A sunt adresele care încep cu 0xxx, de la 1 la 126 în zecimal;

Adresele de clasă A sunt destinate rețelelor de dimensiuni mari.
La aceste adrese IP, pentru definirea rețelei (network) se foloseste primul octet, iar ceilalți trei octeți sunt utilizați pentru identificarea gazdei (host), vezi figura 7.3.

Rețea (Network) NNNNNNN	Gazdă (Host) hhhhhhhh. hhhhhhhh. hhhhhhhh		
Octetul 1	Octetul 2	Octetul 3	Octetul 4
0XXXXXXX	xxxxxxxx	xxxxxxxx	xxxxxxxx

Fig.7.3. Adrese IP ce clasă A

Domeniul de valori pentru adresele din clasa A este de la 1 la 126, adică adresele de la 0.0.0.1 până la 126.255.255.255.

Clasa de adrese 0.0.0.0 nu este folosită datorită posibilelor confuzii cu rutele implicite, iar clasa 127.0.0.0 este rezervată pentru adrese de loopback, în scopul monitorizării şi testării rețelei locale.

Adresa de loopback nu poate fi accesată decât local, orice pachet trimis va avea ca destinatie exact calculatorul de pe care sunt trimise pachetele.

În tabelul 7.1 este prezentată succint clasa A de adrese IP.

Tabelul 7.1. Clasa A de adrese IP

Clasa A primul bit este întotdeauna 0				
	Scriere în binar		Zecimal	Primul Octet
Interval teoretic de adrese	**0**0000000	00000000 00000000 00000000	0.0.0.0	0-127
	01111111	11111111 11111111 11111111	127.255.255.255	
Rute implicite	**0**0000000	00000000 00000000 00000000	0.0.0.0	0
Interval de adrese folosit la teste	**0**1111111	00000000 00000000 00000000	127.0.0.0	127
	01111111	11111111 11111111 11111111	127.255.255.255	
Interval teoretic de IP-uri ce pot fi alocate	**0**0000000	00000000 00000000 00000001	0.0.0.1	1-126
	01111110	11111111 11111111 11111111	126.255.255.255	
Interval teoretic de IP-uri private	**0**0001010	00000000 00000000 00000000	10.0.0.0.	10
	00001010	11111111 11111111 11111111	10. 255.255.255	
	Adrese Rețele (Network)	Adrese Gazdă (Host)		
	$128\left(2^7\right)$	$16.777.216\left(2^{24}\right)$		

Cei 24 de biți folositi pentru identificarea hostului, permit adresarea a 16.777.216 hosturi. Rezultă că rețelele de clasă A sunt rețele foarte mari, datorită numărului foarte mare hosturi ce pot fi adresate, folosite de companii mari şi de unele țări.

- Adresele de clasă B sunt adresele care încep cu 10xx, de la 128 la 191 în zecimal;

Adresele de clasă B sunt destinate rețelelor de dimensiuni mai mici decât cele de clasă A. La aceste adrese IP, pentru definirea rețelei (network) se folosesc primii doi octeți, iar următorii doi octeți sunt utilizati pentru identificarea gazdei (host), vezi figura 7.4.

Rețea (Network) NNNNNNN. NNNNNNN		Gazdă (Host) hhhhhhhh. hhhhhhhh	
Octetul 1	Octetul 2	Octetul 3	Octetul 4
10XXXXXX	XXXXXXXX	xxxxxxxx	xxxxxxxx

Fig.7.4. Adrese IP ce clasă B

Domeniul de valori pentru adresele de clasă B este de la 128 la 191, adică adresele de la 128.0.0.0 până la 191.255.255.255.

În tabelul 7.2 este prezentată succint clasa B de adrese IP.

Tabelul 7.2. Clasa B de adrese IP

Clasa B primii biți sunt întotdeauna 10				
	Scriere în binar		Zecimal	Primul Octet
Interval teoretic de adrese	**10**000000 00000000	00000000 00000000	128.0.0.0	128-191
	10111111 11111111	11111111 11111111	191.255.255.255	
Interval teoretic de IP-uri ce pot fi alocate	**10**000000 00000000	00000000 00000000	128.0.0.0	128-191
	10111111 11111111	11111111 11111111	191.255.255.255	
Interval teoretic de IP-uri private	**10**010000 00000000	00000000 00000000	172.16.0.0	172.16 172.31
	10011111 11111111	11111111 11111111	172.31.255.255	
	Adrese Rețele (Network)	Adrese Gazdă (Host)		
	$16.384\left(2^{14}\right)$	$65.536\left(2^{16}\right)$		

În acest interval se pot adresa 16.324 rețele. Cei 16 biți folosiți pentru identificarea hostului permit adresarea a 65.534 hosturi. Rezultă că rețelele de clasă B sunt rețele medii spre mari, datorită numărului de hosturi ce pot fi adresate, cum ar fi cele folosite în universități.

- Adresele de clasă C sunt adresele care încep cu 110x, de la 192 la 223 în zecimal;

Adresele de clasă C sunt destinate rețelelor de dimensiuni mici. La aceste adrese IP, pentru definirea rețelei (network) se folosesc primii trei octeți, ultimul fiind utilizat pentru identificarea gazdei (host), vezi figura 7.5.

Rețea (Network) NNNNNNN. NNNNNNN.NNNNNNNN			Gazdă (Host) hhhhhhhh
Octetul 1	Octetul 2	Octetul 3	Octetul 4
110XXXXX	XXXXXXXX	XXXXXXXX	xxxxxxxx

Fig.7.5. Adrese IP ce clasă C

Cei 8 biți folosiți pentru identificarea hostului permit adresarea a 256 hosturi. Rezultă că rețelele de clasă C sunt rețele mici, datorită numărului de hosturi ce pot fi adresate, cum ar fi cele folosite în departamentele universităților.

În tabelul 7.3 este prezentată succint clasa C de adrese IP.

Tabelul 7.3. Clasa C de adrese IP

Clasa C primii biți sunt întotdeauna 110				
	Scriere în binar		Zecimal	Primul Octet
Interval teoretic de adrese	**110**00000 00000000 00000000	00000000	192.0.0.0	192-223
	11011111 11111111 11111111	11111111	223.255.255.255	
Interval teoretic de IP-uri ce pot fi alocate	**110**00000 00000000 00000000	00000000	192.0.0.0	192-223
	11011111 11111111 11111111	11111111	223.255.255.255	
Interval teoretic de IP-uri private	**110**00000 10101000 00000000	00000000	192.168.0.0	192.168
	11000000 10101000 11111111	11111111	192.168.255.255	
	Adrese Rețele (Network)	Adrese Gazdă (Host)		
	2.097.152 (2^{21})	256 (2^{8})		

În afară de cele trei clase de IP-uri au mai fost definite încă două, cu observația că aceste adrese nu vor fi alocate unor rețele.

- Adresele de clasă D sunt adresele care încep cu 1110, de la 224 la 239 în zecimal;

Adresele de clasă D sunt destinate traficului multicast, toți cei patru octeți fiind alocați pentru identificarea rețelei, vezi figura 7.6.

Rețea (Network) NNNNNNN. NNNNNNN.NNNNNNNN.NNNNNNNN			
Octetul 1	Octetul 2	Octetul 3	Octetul 4
1110XXXX	XXXXXXXX	XXXXXXXX	XXXXXXXX

Fig.7.6. Adrese IP ce clasă D

Domeniul de valori pentru adresele de clasă D este de la 224 la 239, adică adresele de la 224.0.0.0 până la 239.255.255.255.

- Adresele de clasă E sunt adresele care încep cu 1111, de la 240 la 254 în zecimal;

Adresele de clasă E sunt destinate utilizărilor experimentale. Domeniul de valori pentru adresele de clasă se întinde de la 240.0.0.0 până la 254.255.255.255.

IANA (Internet Asigned Numbers Authority) a definit ca spațiu de adresare privată intervalele:

- 10.0.0.0 - 10.255.255.255 (clasa A);
- 172.16.0.0 - 172.31.255.255 (clasaB);
- 192.168.0.0 - 192.168.255.255 (clasa C)

Totodată intervalul 169.254.0.0 -169.254.255.255 este rezervat pentru adresarea IP automată privată (APIPA - Automatic Private IP Addressing) utilizată pentru alocarea

automată a unei adrese IP la instalarea inițială a protocolului TCP/IP peste anumite sisteme de operare.

Adresele private sunt ignorate de către echipamentele de rutare ele putând fi utilizate pentru conexiuni nerutate, în rețelele locale.

Restul adreselor au statutul de adrese IP publice beneficiind de vizibilitate potențială la nivelul rețelei mondiale Internet.

După cum s-a precizat anterior protocolul IPv4 defineşte adrese pe 32 de biți, rezultând un număr de maxim de 2^{32} (4.294.967.296) de adrese. Alocarea spațiilor de adrese nu a fost făcută în mod eficient, acest lucru constituind în prezent un motiv care determină iminenta epuizare a adreselor IPv4. A doua problemă este cauzată de creşterea dimensiunii tabelelor de rutare. Routerele care formează coloana vertebrală (backbone) a Internetului trebuie să memoreze informații complete de rutare. Problema rutării nu se rezolvă doar prin instalarea unor memorii suplimentare în routere cu scopul de putea stoca tabele de rutare mai mari, ci este nevoie şi de putere de calcul sporită, astfel încât să nu fie eliminată nici o rută din cauza creşterii volumului de trafic şi a intrărilor în tabele de rutare.

Soluția acestor probleme constă în implementarea noului protocol IPv6 (IP Next Generation – IPng), însă tranziția de la IPv4 la IPv6 nu este simplu de realizat, fiind necesar consensul marilor furnizori de servicii Internet la nivel mondial.

Adresarea IP este o adresare de tip ierarhic. Acesta este motivul pentru care cei 32 de biți ai adresei IP este împărțită în două categorii (biții de rețea-network- respectiv biții gazdei-host).

Atunci când protocolul IP a fost standardizat (1981), specificațiile prevedeau ca o gazdă (PC-uri, routere, imprimante, camere web, telefoane VoIp, etc) conectată la o rețea să aibă alocată o adresă unică pe 32 de biți.

Dacă o gazdă conținea mai multe interfețe (conexiuni la mai multe rețele), atunci fiecare interfață trebuia să aibă alocată propria adresă unică pe 32 de biți.

Modelul de adresare IP era format din două nivele, un nivel identifica rețeaua în care se afla gazda, iar celălalt nivel identifica gazda din rețeaua respectivă.

Toate stațiile dintr-o rețea au acelaşi prefix de rețea (adrese rețele, vezi figurile 7.3, 7.5), însă trebuie să aibă un număr de stație unic (adrese gazdă, vezi figurile 7.3, 7.5).

În mod similar, două gazde aflate în rețele diferite trebuie să aibă prefixe diferite de rețea, însă pot avea acelaşi număr de stație.

Specificațiile IP inițiale împărțeau spațiul de adrese IP în trei clase principale: A, B şi C **(classful addressing).** Fiecare clasă defineşte în mod diferit zona prefixului de rețea şi zona numărului de stație. Astfel, fiecare adresă conține o cheie care identifică în mod precis locul de demarcație dintre prefixul de rețea şi numărul de stație. Această abordare simplifica procesul de rutare în trecut, deoarece protocoalele de rutare inițiale nu furnizau o cheie de descifrare sau o mască de rețea asociată fiecărei rute pentru identificarea lungimii.

Pentru împărțirea adresei IP în numărul rețelei şi a gazdei este utilizată masca IP, ce conține 32 de biți.

În forma binară masca de rețea este formată dintr-o:

- succesiune de biți de valoare 1 ce corespund zonei de biți rețea (network) a IP-ului;
- succesiune de biți de valoare 0 ce corespund zonei de biți gazdă (host) a IP-ului;

Masca de rețea ce este asociată adreselor IP corespunzătoare claselor A, B sau C se numeşte mască implicită (default network mask).

În figura 7.7 este prezentată asocierea dintre IP şi mască în cazul adresării IP pe baza claselor de adrese (Classful IP Addressing)

	Octetul 1	Octetul 2	Octetul 3	Octetul 4
CLASĂ A				
	Adrese Rețele (Network)	Adrese Gazdă (Host)		
Adresă IP binar	**0XXXXXXX**	xxxxxxxx	xxxxxxxx	xxxxxxxx
Mască IP (Default subnet mask) binar	**11111111**	00000000	00000000	00000000
Mască IP (Default subnet mask) zecimal	**255**	0	0	0
CLASĂ B				
	Adrese Rețele (Network)		Adrese Gazdă (Host)	
Adresă IP binar	**10XXXXXX**	**XXXXXXXX**	xxxxxxxx	xxxxxxxx
Mască IP (Default subnet mask) binar	**11111111**	**11111111**	00000000	00000000
Mască IP (Default subnet mask) zecimal	**255**	**255**	0	0
CLASĂ C				
	Adrese Rețele (Network)			Adrese Gazdă (Host)
Adresă IP binar	**110XXXXX**	**XXXXXXXX**	**XXXXXXXX**	xxxxxxxx
Mască IP (Default subnet mask) binar	**11111111**	**11111111**	**11111111**	00000000
Mască IP (Default subnet mask) zecimal	**255**	**255**	**255**	0

Fig.7.7 Asocierea dintre IP şi mască (default subnet mask)

În concluzie orice IP este insoțit de mască. În exemplul următor se preyintă această asociere pentru trei IP-uri.

- **10**.28.34.87 **255**.0.0.0
- **172.17**.56.239 **255.255**.0.0
- **192.168.0**.4 **255.255.255**.0

Există să o altă variantă (mai simplă) de a nota asocierea dintre un IP şi mască lui aferentă:

- IP/nr biți ai rețelei

Acestă scriere poartă numele de “scriere cu prefix”, vezi figura 7.8.

Clase de adrese IP	Generic	Exemplu
CLASĂ A	**IP/8**	**10**.28.34.87/**8**
CLASĂ B	**IP/16**	**172.17**.56.239/**16**
CLASĂ C	**IP/24**	**192.168.0**.4/**24**

Fig.7.8 Asocierea dintre IP şi mască (default subnet mask) scrisă cu prefix

7.3.2. Adrese IP – CIDR - clasaless inter-domain routing

Deoarece, la ora actuală, se conectează la Internet câte o nouă rețea la fiecare câteva minute, Internetul se confruntă cu două probleme critice:

- Depăşirea numărului de adrese IP disponibile;

Există un număr maxim de rețele şi gazde cărora le pot fi alocate adrese IP unice de 32 biți. Inițial s-au utilizat clasele de adrese A, B ,C. Utilizând clasele, schema de adresare în Internet poate suporta:

- 126 rețele de clasă A (cu maximum 16,777,214 gazde/rețea fiecare);
- 65,000 rețele de clasă B (cu maximum 65,534 gazde/rețea fiecare);
- peste 2 milioane rețele clasă C (cu maximum 254 gazde/rețea fiecare);

Deoarece adresele de pe Internet au fost alocate conform schemei de adresare pe clase (Classful IP Addressing), au rezultat o mulțime de adrese neutilizate. De exemplu, dacă sunt necesare 120 de gazde, va fi alocat un domeniu de clasă C rămânând neutilizate 134 de adrese. CIDR a fost creat pentru a permite o alocare mult mai eficientă a adreselor IP.

- Depăşirea capacității tabelelor de rutare globale;

Odată cu creşterea numărului de rețele conectate la Internet a crescut şi numărul de rute. S-a estimat că, în câțiva ani, routerele de pe backbone-urile Internetului vor atinge limita numărului de rute pe care le pot suporta. Chiar utilizând cele mai noi tehnologii în domeniul routerelor, valoarea teoretică maximă a numărului de intrări intr-o tabelă de rutare este de approximativ 60.000. Dacă nu s-ar fi făcut nimic Internetul şi-ar fi oprit creşterea.

Pentru rezolvarea problemei s-au dezvoltat două soluții:

- Agregarea ierarhică a rutării în scopul minimizării numărului de intrări în tabelele de rutare;
- Restructurarea alocării adreselor IP în scopul creşterii eficienței;

CIDR (Clasaless Inter-Domain Routing) înlocuieşte sistemul clasic de alocare al adreselor IP pe baza claselor, prin utilizarea unui ”prefix” generalizat de rețea. În locul limitării ID-urilor de rețea (sau "prefixelor") la 8, 16 sau 24 biți, CIDR utilizează în mod curent prefixe cuprinse între 10 şi 30 de biți. Astfel, pot fi alocate blocuri de adrese de gazdă cuprinse între 2 şi peste 500.000 . Aceasta permite alocarea de domenii de adrese mult mai apropiate ca număr de necesitățile unei organizații.

În cadrul CIDR nu mai există o delimitare rigidă între ID-ul de rețea şi cel de gazdă (pe bază de octeți).

Separarea între ID-ul de rețea şi cel de gazdă se poate face oriunde în interiorul unui octet. Adresa CIDR arată ca o adresă IP standard de 32-biți, dar se termină cu prefixul IP de rețea (IP network prefix).

De exemplu, în adresa CIDR 192.168.0.4/**26,** "/26" indică faptul că primii 26 biți sunt utilizați pentru identificarea rețelei, iar restul biților – 6 - sunt pentru identificarea gazdei.

8. NIVELUL LEGĂTURII DE DATE

Nivelul Legăturii de date este nivelul care face trecerea datelor din calculator în mediul prin care este trimisă informația (cablu, fibra optică sau unde radio).

Acest nivel controlează fluxul de date în mediul de transport şi oferă adresarea fizică (adresele MAC). Aici se implementează tehnologiile care asigură diferite topologii logice ale rețelelor (Ethernet, IEEE 802.3, IEEE 802.11 etc).

Pe scurt, se poate afirma că nivelul Legătură de date este responsabil cu adresarea fizică şi cu accesul la mediu (canal de comunicare).

Nivelul Legăturii de date este stratul cu numărul 2 corespunzător modelului OSI – vezi figura 8.1.

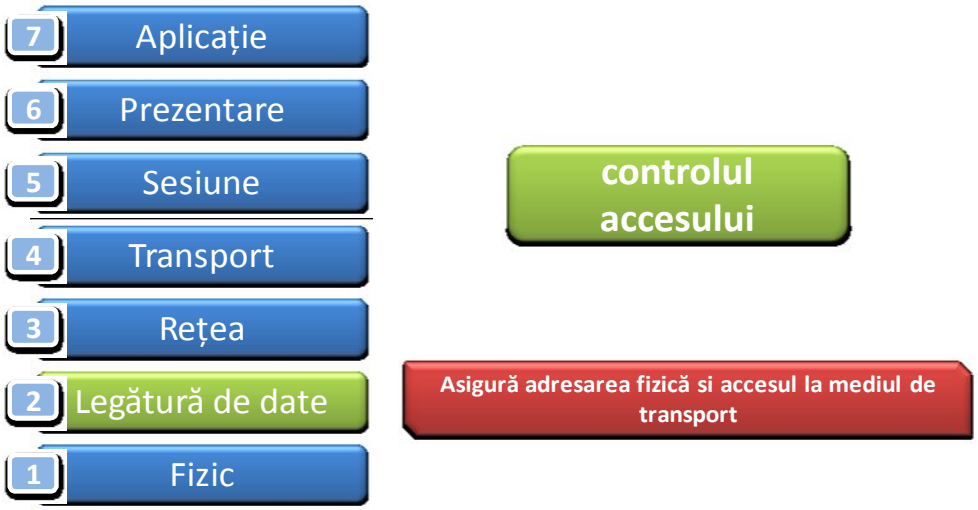


Fig.8.1. Poziția nivelului Legăturii de date în structura modelului OSI

În cadrul nivelului Legăturii de date are loc un nou proces de încapsulare prin adaugarea:

- unui antet, în care principala informație este adresa fizică (MAC address);
- unei cozi (trailer) ce conține informații pentru corectarea de erori.

În urma acestui proces PDU poartă numele de cadru (frame).

Nivelul legătură de date este deci responsabil cu transmiterea corectă a datelor printr-o legătură fizică existentă, între două puncte conectate direct prin această legătură fizică.

Nivelul fizic nu poate realiza acest lucru, deoarece la nivelul fizic nu putem vorbi despre nici un fel de date, ci numai despre biți şi, mai exact, despre reprezentarea fizică a acestora (niveluri de tensiune, intensitate a luminii etc.).

Nivelul legătură de date este împărțit în două subniveluri, cu roluri diferite:

- Subnivelul de control al legăturii logice, LLC (Logical Link Control);

Acest subnivel are scopul de a asigura comunicarea între nivelul Legăturii de date şi nivelul superior, nivelul Rețea. Acest subnivel este independent de tehnologie, adică el oferă nivelurilor superioare funcții ce sunt aceleaşi pentru orice variații ale nivelului fizic şi ale subnivelului MAC.

El se ocupă de formarea cadrelor, controlul erorilor, servicii de confirmare dacă este cazul, interfața cu nivelul superior etc. indiferent cum este partajat mediul de transmisie. El crează o interfață uniformă între nivelele superioare şi subnivelul MAC.

- Subnivelul de control al accesului la mediu, MAC (Media Acces Control)

Al doilea subnivel are două roluri majore:

- stabilirea şi respectarea regulilor de acces la mediu comun de transmisie a mai multor utilizatori;
- adaptarea la mediul fizic, astfel încât, să ascundă diferenţele legate de diferite medii de transmitere, forme de semnal, coduri de linie etc.

Acest subnivel asigură accesul ordonat şi controlat la mediu. Aceasta înseamnă, spre exemplu, că două staţii nu pot transmite în acelaşi timp, iar erorile cauzate de încercările de a transmite simultan sunt detectate.

Acest subnivel este dependent de tehnologia LAN care este implementată. De exemplu, în cazul Ethernet-ului, este necesar un mecanism de detecţie a coliziunilor, dar în cazul Token Ring acest lucru nu mai este necesar.

Formatul cadrelor diferă de la un protocol la altul, dar o formă generală este cea din figura 8.2.

Antet (Header)			Data	Coadă (Trailer)	
Start	Adresă	Control		Verificare	Stop

Fig.8.2. Formatul general al nui cadru

Semnificaţia câmpurilor din figura 8.2 este următoarea:

- Câmpurile Start şi Stop au structură fixă şi reprezintă delimitatori de cadru;
- Câmpul Adresă conţine adresele de nivel fizic (sau MAC) ale sursei şi ale destinaţiei;
- Câmpul Control are rolul de a permite controlul transmisiei în funcţie de timpul de recepţie, inclusiv prelucrare şi retransmisie în caz de erori;
- Câmpul Verificare este destinat monitorizării erorilor de transmisie;

Cea mai simplă metodă de control a erorilor este bitul de paritate.

O altă metodă mai elaborată este suma de control. Ea se efectuează la emisie, se înscrie în câmpul de control şi se verifică la recepţie. Dacă valorile sunt diferite, rezultă că în timpul transmisiei au apărut erori şi se iau decizii în consecinţă. Verificarea erorilor se poate face pentru tot blocul de date (tot cadrul) sau numai pentru antet.

La nivelurile 1 şi 2 ale modelului ISO-OSI s-au impus de-a lungul timpului standardele stabilite de IEEE (Institutul Inginerilor Electricieni şi Electronişti).

Conform acestora, cele două niveluri au fost împărţite în două părţi, una dependentă de tehnologie, care de obicei este materializată prin implementare hardware şi una independentă de tehnologie, ce este reprezentată de nivelul LLC.

Comparând modelul OSI cu standardele IEEE, vezi figura 8.3, ar putea părea, la prima vedere, că acestea din urmă nu respectă modelul OSI din două puncte de vedere.

- standardul IEEE creează propriul nivel în model, nivelul LLC;
- standardele IEEE pentru MAC traversează două niveluri din modelul OSI.

Pentru a explica această neconcordanţă, trebuie întâi să facem observaţia că modelul OSI constituie baza teoretică general acceptată în ceea ce priveşte reţelele de calculatoare. Standardele IEEE au apărut mai târziu pentru a rezolva unele probleme de natură pur practică apărute în timp.

Prin urmare, din considerente de natură exclusiv practică, a apărut acest model al standardelor IEEE, model ce separă partea ce depinde de implementarea fizică efectivă a reţelei şi a tehnologiilor folosite de interfaţa cu nivelurile superioare, ce sunt niveluri unde prelucrările se realizează prin software.

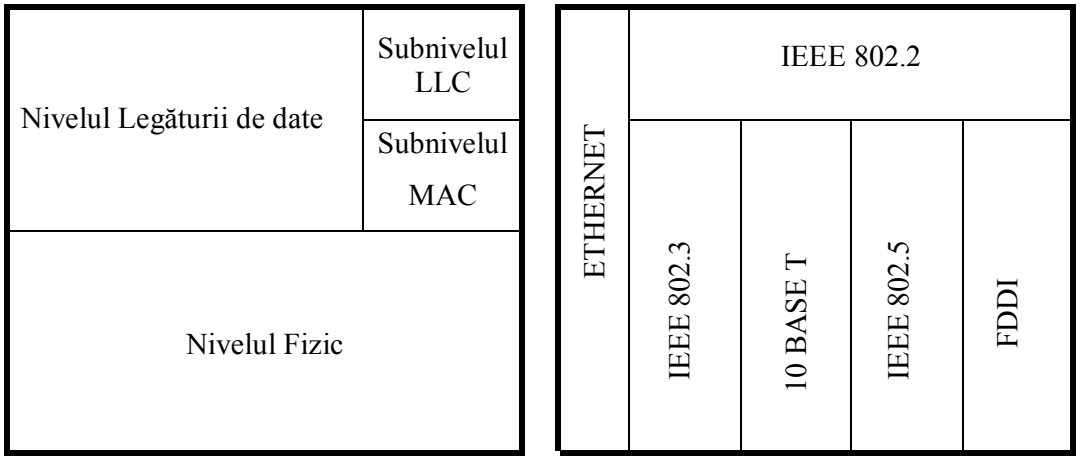


Fig.8.3. Formatul general al nui cadru

8.1 Funcțiile nivelului Legăturii de date

Nivelul Legăturii de date este situat deasupra nivelului fizic şi asigură servicii pentru nivelul Rețea. Rolul său de bază este transmiterea corectă a blocurilor de date între două noduri vecine din rețea.

Nivelul legătură de date oferă transportul sigur al informației printr-o legătură fizică directă. Pentru a realiza acest lucru, nivelul legătură de date se ocupă cu adresarea fizică, topologia rețelei, accesul la rețea, detecția şi anunțarea erorilor şi controlul fluxului fizic (flow control).

Problemele principale rezolvate de nivelul legatura de date se refera la:

- Oferirea unor funcții de comunicare generice către nivelurile superioare, ascunzând tehnologia pe care se bazează rețeaua.

Acestea sunt asigurate la subnivelul LLC şi au scopul de a uniformiza transmisia din punctul de vedere al nivelului Rețea şi de a face prezența diferitelor tehnologii de rețea transparentă pentru acesta;

- Oferirea unei modalități de indetificare fizică a nodurilor care comunică (identificarea sursei si destinatiei datelor).

Acest lucru se realizează printr-o schemă de adresare fizică bazată pe adrese MAC. Adresele MAC sunt unice pentru fiecare calculator şi nu pot fi modificate. Este important de reținut că adresele MAC sunt asignate unic pe fiecare placă de rețea şi nu pe fiecare calculator. Astfel, dacă unui calculator i se schimbă placa de rețea, adresa acestuia de MAC se va modifica. Adresele MAC nu pot fi modificate şi vor rămâne aceleaşi dacă calculatorul este mutat dintr-o rețea în alta;

- Gruparea şirurilor de biți transmise de nivelul fizic în cadre.

Aceasta este prima forma de interpretare a biților, care fără această grupare în cadre sunt lipsiți de semnificație;

- Asigurarea accesului ordonat şi controlat la mediu prin subnivelul MAC;
- Detecția erorilor de transmisie.

Acest lucru se realizează prin intermediul adaugării la cadre a unei informații de control, constituită dintr-o sumă ciclica CRC ce permite identificarea erorilor apărute în transmisia realizată de nivelul fizic.

8.2. Protocoale de acces la mediu

Nivelul Legaturii de date este responsabil cu asigurarea accesului sigur la mediu. Responsabilitatea sa este de a gestiona şi de a organiza accesul la mediul de transmisie astfel încât transmiterea efectivă să se realizeze corect.

Acest lucru presupune, spre exemplu, în cazul în care conexiunea este de tipul share-media (în care mediul de transmisie este accesibil tuturor simultan şi este împărţit între staţii), să se realizeze detecţia şi corecţia cazurilor în care doua staţii încearcă să transmită simultan (aşa-numitele coliziuni).

Subnivelul MAC conţine protocoalele care determină într-o reţea locală care staţie are dreptul să transmită la un moment dat. Aceste protocoale organizează comunicarea şi gestionează modul şi momentul în care fiecare staţie are acces la mediul de transmisie.

Exista doua mari categorii de acces la mediu de transmisie:

- Determinist (asigurarea unui interval exclusiv de emisie, pe rând, pentru fiecare staţie), care presupune faptul că fiecare staţie ştie exact când va transmite.

Se presupune că există o secvenţă garantată şi regulată (reproductibilă) de oportunitaţi de transmisie pentru fiecare staţie. În această metodă, fiecare staţie are dreptul să transmită pe rând. De obicei implementarea pentru accesul la mediu determinist este realizată prin pasarea unui jeton (token). O staţie care doreşte să transmită date captează jetonul şi astfel nici o altă staţie nu mai poate transmite. După ce a terminat transmisia, staţia care deţinea jetonul îl eliberează pentru a putea fi folosit de o altă staţie. În funcţie de topologia reţelei, există protocoale cu jeton pe magistrală (IEEE 802.4 - Token bus) sau pe inel (IEEE 802.5 - Token ring).

Asigurarea unui interval exclusiv de emisie permite garantarea, pentru fiecare staţie, a unui debit minim cu care poate emite şi a unui interval maxim de aşteptare din momentul în care are ceva de transmis şi până la intrarea în emisie;

- Nedeterminist (acceptarea posibilităţii coliziunilor şi retransmisia pachetelor distruse în coliziuni) care utilizeaza o abordare de tipul primul venit, primul servit.

Această alocare dinamică permite accesul abonaţilor la mediu după anumite reguli care pot asigura utilizarea eficientă a acestuia. Alocarea dinamică are la bază câteva ipoteze:

- Există N staţii (terminale) independente care generează cadre de transmis. Rata generării cadrelor este constantă iar probabilitatea de a genera un cadru într-un interval de timp este proporţională cu acest interval. Odată ce a fost generat un cadru, staţia nu mai generează altul până nu s-a transmis acesta.
- Canalul unic este accesibil tuturor staţiilor pentru a transmite sau recepţiona din linie.
- Când două sau mai multe cadre se suparpun chiar şi parţial în canal, apare o coliziune şi transmisia trebuie să înceteze deoarece semnalele electrice interferează.
- Timpul apariţiei cadrelor este o varibilă continuă. Nu există un ceas care să împartă timpul în momente discrete. Într-o altă variantă se poate lua în considerare şi ipoteza unui timp discret.
- Detecţia purtătoarei este metoda curentă prin care se poate afla dacă un canal este ocupat sau liber.

Prima procedură bine elaborată de control a accesului la mediu a fost ALOHA. La început se baza pe ipoteza timpului continuu (ALOHA pur) iar ulterior a apărut şi varianta cu timp cuantificat (slotted ALOHA). Ideea de bază la ALOHA pur este că utilizatorii sunt lăsaţi să transmită în voie cadrele după necesităţi. Când apar coliziuni pachetele vor fi distruse şi cadrele retransmise, deoarece transmiţătorul este anunţat despre acest lucru. Într-ul LAN retransmisia este imediată datorită distanţei de propagare mici. Pe o linie cu întârzieri mare (270 ms) reacţia este mult mai lentă şi eficienţa transmisiei scade foarte mult.

În scopul reducerii riscului coliziunilor, înainte de a transmite, o stației ascultă mediul de transmisie pentru a vedea dacă este libel şi apoi transmite. Şi în acest caz există mai multe reguli.

- CSMA (Carrier Sense Multiple Access) persistent. Când o stație are date de transmis, asultă mediul şi dacă este liber transmite imediat. Din cauza timpului de propagare prin canal, o altă stație (mai apropiată sau mai depărtată) ascultând canalul îl găseşte liber şi începe şi ea să transmită. În scurt timp apare coliziunea şi ambele stații încetează emisie revenind în ascultare. La prima sesizare de canal liber începe din nou să emită.
- CSMA nepersistent diferă de primul caz prin aceea că stațiile nu sunt aşa de lacome să emită imediat ce găsesc din nou liber pe canal, ci aşteaptă un timp aleator. În acest mod sacde probabilitatea unei noi coliziuni.
- CSMA cu detecția coliziunii (CSMA/CD). Când două stații găsesc canalul liber şi încep emisia simultan, vor detecta imediat şi coliziunea şi opresc imediat transmisia cadrelor care oricum se pierd. Astfel se gâştigă oarece timp în care canalul este ocupat. Protocolul CSMA/CD este larg folosit în LAN-urile Ethernet.
- CSMA cu evitarea coliziunii CSMA/CA) este folosit în LAN-urile wireless (standardul 802.11). Evitarea coliziunii se face în acest caz prin trimiterea unui cadru scurt care să oprească toate transmisiile care ar putea exista la un moment dat.

8.2.1. Protocolul CSMA/CD

Protocolul CSMA/CD este cel pe baza căruia funcționează Ethernetul. După cum se ştie, Ethernetul se bazează pe un mediu de tip share-media, deci numai o singura stație poate transmite la un moment dat.

Când o stație doreşte să transmită, ea urmează umătorul procedeu:

- Ascultă mediul până când nu mai transmite nimeni (exista mijloace hardware de detecție a faptului că o altă stație foloseşte mediul pentru a transmite);
- Când este sesizat faptul că nimeni altcineva nu mai transmite, se aşteaptă un timp aleator şi apoi se începe transmisia. Este posibil însă ca la acelaşi moment o altă stație să fi început să transmită în acelaşi timp, caz în care apare o coliziune;
- La detectarea unei coliziuni, este transmis un semnal de bruiaj (semnalul de jam) o perioada foarte scurtă de timp, pentru a avertiza toate stațiile din rețea asupra producerii unei coliziuni.
- După ce această coliziune a fost remarcată de toate stațiile din rețea (din domeniul de coliziune mai exact), este apelat un algoritm de backoff şi transmisia încetează. Toate stațiile se opresc din transmis pentru o perioadă aleatoare de timp, după care reîncearcă să transmită.

Procedurile anterioare ridică mai multe probleme de timp (temporizare), toate depinzind de Perioada Critică (Slot Time).

Slot Time are următoarele semnificații:

- este o limită superioară a timpului necesar pentru a detecta o coliziune, deci a pierderii de banda de transmisie;
- este o limită superioară a timpului de ocupare efectivă a mediului (acquisition time of the
- medium), adică perioada după care transmisia nu mai sufera coliziuni;
- este o limită superioară a lungimii fragmentului de cadru transmis la apariția unei coliziuni;
- este o cuantă de planificare pentru retransmisie.

Pentru a acoperi aceste functii, Slot Time este definită ca fiind mai mare decât suma dintre timpul de propagare a semnalului dus-întors pe mediul fizic (de doua ori timpul necesar ca un semnal sa parcurgă drumul de la un capat la celalalt al mediului fizic)

şi timpul de bruiaj (la nivelul MAC). Acest timp depinde de particularitatile mediului fizic.

8.2.2. Protocolul CSMA/CA

CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) este un protocol de acces la mediu care ascultă mediul pentru a evita coliziunile, spre deosebire de CSMA/CD, care îşi reglează transmisia de date odată ce coliziunile s-au produs.

Staţiile care fac parte dintr-o reţea fără fir emit într-o bandă de frecvenţe alocată, limitată ca dimensiune. Din cauza limitării intervalului alocat, mediul partajat de staţii este deschis coliziunilor. Tehnica de acces la mediu folosită în prezent de reţelele locale este CSMA/CA, un protocol de acces care are câteva asemănări cu CSMA/CD pe Ethernet.

CSMA/CA este proiectat astfel încât să reducă probabilitatea de coliziune la accesarea multiplă a mediului, în punctele în care e cel mai probabil să apară coliziuni, adică imediat ce mediul de transmisie devine liber în urma unei transmisii, când mai multe staţii care îşi aşteptau rândul ar putea începe să transmită.

Protocolul foloseşte ascultarea mediului, ca şi CSMA/CD. În plus, pentru a acapara mediul se trimit rezervări, în forma unor mesaje de cerere de ocupare a mediului. Distribuirea informaţiilor de rezervare a mediului se face prin interschimbarea de către staţiile care vor să converseze a unor cadre de tip RTS (Request to Send) şi CTS (Clear to Send). Aceste două tipuri de cadre conţin un câmp de durată, care specifică perioada de timp pentru care se doreşte ocuparea mediului pentru transmisia datelor, a cadrului ACK de la terminarea conversaţiei, şi a tuturor intervalelor de timp dintre cadrele trimise. routerele.

8.2.3. Domeniul de coliziune şi de broadcast

Domeniul de coliziune este acea zona dintr-o retea care va fi afectată de apariţia unei coliziuni în interiorul ei. Dispozitivele din categoria hub-urilor şi repetoarelor propagă coliziunea. Creşterea numărului de coliziuni este cauzată de intensificarea transmisiilor mai ales datorită unui număr crescând de staţii din acelaşi domeniu de coliziune şi duce la degradarea abruptă a performanţelor reţelei.

Reteaua locala poate fi împarţită în domenii de coliziune separate prin intermediul switch-urilor.

Domeniul de broadcast este constituit din staţiile care vor auzi un mesaj de tip broadcast trimis de unul dintre ele. Creşterea numărului broadcast-urilor duce la scăderea performanţelor reţelei. Singurele dispozitive care pot separa domeniile de broadcast sunt routerele.

8.3. Standardul ETHERNET

Pentru orice comunicare în reţea trebuie să existe un mecanism de adresare, care să permită recunoaşterea unică a calculatoarelor conectate.

Primul standard Ethernet a fost publicat în 1980 de un consorţiu format din firmele DEC, Intel şi Xerox, consorţiu numit DIX. Ethernet-ul funcţiona atunci pe un suport de cablu coaxial gros, numit thicknet, şi atingea viteze de până la 10Mbps.

În 1985, IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers) au publicat o serie de standarde pentru LAN, serie care începea cu 802.x. Standardul pentru Ethernet este 802.3 şi a adus ceva modificări faţă de standardul iniţial propus de DIX, însă modificările sunt atât de mici, încât în linii mari cele două standarde sunt aproape identice.

Datorită creşterii spectaculoase a performanţelor în domeniul calculatoarelor personale, a fost foarte clar simţită nevoia creşterii performanţelor în lumea reţelelor, care trebuiau să poată oferi viteze de acces din ce în ce mai mari.

Astfel, în 1995 IEEE a anunțat un standard pentru Ethernet la 100Mbps - Fast Ethernet (IEEE 802.3u), iar în 1999 alt standard pentru Gigabit Ethernet (1 Gbps) - Gigabit Ethernet (IEEE 802.3z).

Formatul de bază a cadrului (frame-ului) rămâne acelaşi. Atunci când apare o dezvoltare nouă în această familie de tehnologii (aşa cum a fost cazul FastEthernet-ului şi GigabitEthernet-ului) IEEE scoate un nou supliment la standardul 802.3.

Ethernet-ul foloseşte semnalizarea în banda de bază (baseband), de aici provine şi termenul de "Base" din denumirile tehnologiilor:10BaseT, 100BaseTX, etc.

- Standardul Ethernet 802.3.

Ethernet-ul este situat pe două niveluri ale stivei OSI şi anume partea de jos a nivelului legătură de date (subnivelul MAC) şi nivelul fizic.

Pentru codificarea semnalului la nivel fizic în Ethernet sunt utilizate: codificarea Manchester (Manchester encoding) şi codificarea Manchester diferențială (diferential Manchester encoding).

- Codul Manchester la care intervalul de un bit este împărțit în două intervale egale. În prima jumătate a bitului 1 se transmite un nivel ridicat de tensiune, iar în a doua jumătate un nivel scăzut de tensiune. Bitul 0 este şi el împărțit în două jumătăți, în prima jumătate se transmite nivelul scăzut de tensiune iar în a doua jumătate nivelul ridicat;
- Codul Manchester diferențial la care bitul 0 are tranziție la începutul intevalului iar bitul 1 nu are tranziție la începutul intervalului. În ambele cazuri la jumătatea intervalului de bit are loc o tranziție între cele două nivele semnificative ale semnalului electric.

Necesitatea folosirii unor coduri de linie speciale apare din nevoia de a evita succesiunile lungi de 1 sau 0 consecutivi.

Structura cadrului Ethernet este aproape identică, indiferent de varianta de Ethernet folosită, fiind prezentată în figura 8.4.

Preambul	Început cadru	Adresa sursei	Adresa destinației	Lungime	Data	Pad	Sumă control

Fig.8.4. Formatul general al cadrului Ethernet

Semnificația câmpurilor din figura 8.4 este următoarea:

- Preambul - 7 octeți pentru sincronizarea ceasului receptorului. Fiecare octet conține şablonul de biți 10101010. Acest preambul permite ceasului receptorului să se sincronizeze cu cel al emițătorului. Ceasurile trebuie să rămînă sincronizate pe durata cadrului, folosind codificarea Manchester pentru a detecta granițele biților;
- Început cadru - 1 octet delimitator de cadru inițial;
- Adresa destinație - 6 octeți. Bitul cel mai semnificativ al adresei destinație este 0 pentru adresele obişnuite şi 1 pentru adresele de grup. Adresele de grup permit mai multor stații să asculte de la o singură adresă. Cînd un cadru este trimis la o adresă de grup, toate stațiile din grup îl recepționează. Trimiterea către un grup de stații este numită multicast (trimitere multiplă). Adresa avînd toți biții 1 este rezervată pentru broadcast (difuzare). Un cadru conținînd numai biți de 1 în cîmpul destinație este distribuit tuturor stațiilor din rețea;
- Adresa sursă - 6 octeți;
- Lungime/Tip (Type field) - 2 octeți. Câmpul Lungime/Tip poate fi interpretat în două feluri: dacă valoarea acestuia este mai mică de 1536 (0x600 în hexazecimal) atunci el reprezintă lungimea. Dacă este mai mare de 1536, el reprezintă protocolul de nivel superior folosit;
- Date – până la 1500 octeți. Pentru a facilita distingerea cadrelor valide de reziduri, Ethernet cere ca toate cadrele valide să aibă cel puțin 64 de octeți, incluzînd adresa destinației şi suma de control. Dacă porțiunea de date dintr-un cadru este mai mică de 46 de octeți, se foloseste cîmpul de completare pentru a se ajunge la lungimea minimă

necesară. Câmpul de date nu are voie să depăşească valoarea de MTU - Maximum Transmission Unit - care pentru Ethernet este 1500 octeți, ceea ce înseamnă că un cadru Ethernet nu are voie să fie mai mic de 64 şi mai mare de 1518 octeți;

- Pad – până la 46 octeți. Câmpul de date trebuie să fie mai mare de 46 de octeți. Dacă cumva datele sunt de lungime mai mică, atunci i se adaugă o "umplutură" numită padding pentru a ajunge la dimensiunea de 46 octeți
- Sumă contol (FCS) - 4 octeți. Aceasta este un cod de dispersie pe 32 de biți (32-bit hash-code) a datelor. Algoritmul sumei de control este un control cu redundanță ciclică (CRC). El realizează doar detectarea erorilor şi nu are legătură cu corectarea lor.

- Fast Ethernet (Ethernet-ul rapid) IEEE 802.3u

Din punct de vedere tehnic schimbările nu sunt multe schimbări la Fast Ethernet. În loc de codificarea Mancester se utilizează codificarea 8B/6T şi 4B/5B.

- GigaBit Ethernet (Ethernetul Gigabit) IEEE 802.3z

Ethernetul Gigabit suportă două moduri diferite de operare: modul duplex integral şi modul semi-duplex. Schema codificării semnalului la nivel fizic - 8B/10B.

8.4. Standardul pentru rețele fără fir (WLAN)

Rețelele locale fără fir (**WLAN**) oferă utilizatorilor aceleaşi facilități ca şi rețelele locale bazate pe infrastructura de cablu, dar fără limitarea impusă de fire. În plus, conform standardului, este posibilă şi conectarea fără fir la distanță mare între rețele (până la 40Km).

Standardizarea impusă rețelelor fără fir de IEEE şi Wi-Fi Alliance a permis interoperabilitatea echipamentelor, ceea ce a dus în final la scăderea costurilor şi la un proces de dezvoltare mai rapid. În momentul de față costurile de instalare a rețelei fără fir sunt considerabil mai mici, ceea ce face ca instalarea unui LAN fără fir să fie o soluție viabilă, nu numai în cazul utilizatorilor mobili, ci şi ca un substitut al LAN-urilor clasice.

IEEE 802.11 este o familie de protocoale care defineşte nivelul fizic şi subnivelul MAC al nivelului legatură de date. Standardul stabileşte ca medii de transmisie benzi de unde din domeniul infraroşu şi radio (incluzând microundele). În domeniul radio sunt specificate trei tipuri de transmisie folosind unde radio din benzile nelicențiate de frecvențe ISM de 2.4GHz şi 5GHz:

- 802.11b este primul standard lansat în domeniul rețelelor LAN fără fir, şi cea mai populară tehnologie astăzi; lucrează în banda de 2.4GHz şi atinge viteze de 11Mbps; problemele de care s-a lovit acest standard au fost încărcarea benzii ISM de 2.4GHz (în care lucrează multe alte sisteme, cum sunt Bluetooth şi cuptoarele cu microunde) şi viteza de transfer relativ mică;
- 802.11a lucrează în banda de 5GHz şi atinge viteze de 54Mbps; din cauza benzii diferite de transmisie este incompatibil cu 802.11b, dar lucrează într-o bandă de frecvențe mult mai puțin aglomerată şi oferă viteze de transmisie comparabile cu cele oferite de rețelele de cupru;
- 802.11g este în fapt un amendament la 802.11b, care specifică o viteză de transfer de 54 Mbps (egală cu viteza 802.11a); este perfect compatibilă cu tehnologia 802.11b şi oferind viteze ri de transfer.

Echipamentele necesare implementării unei rețele fără fir 802.11 sunt:

- adaptoare de rețea, care înlocuiesc plăcile de rețea tradiționale pentru calculatoare fixe sau mobile;
- acces point (AP), care este punctul central al unei rețele fără fir, dar care poate funcționa şi ca un repetor sau poate asigura conectivitatea între o rețea fără fir şi una clasică;

9. NIVELUL FIZIC

Nivelul fizic defineşte specificaţii electrice, mecanice, procedurale şi funcţionale pentru activarea, menţinerea şi dezactivarea legăturilor fizice între sisteme. În această categorie de caracteristici se încadrează nivelurile de tensiune, durata schimbărilor acestor niveluri, ratele de transfer fizice, distanţele maxime la care se poate transmite şi alte atribute similare care sunt definite de specificaţiile fizice.

Nivelul Fizic transformă cadrele în biţi pentru a putea fi transmişi prin mediul de comunicare.

Scopul nivelului fizic este de a transporta o secvenţă de biţi de-a lungul unei reţele de calculatoare. Pentru aceasta pot fi utilizate diverse medii fizice. Fiecare dintre ele este definit de lărgimea sa de bandă, întârziere, cost şi uşurinţa de instalare şi de întreţinere.

Nivelul Fizic este stratul cu numărul 1 corespunzător modelului OSI – vezi figura 9.1.

Fig. 9.1. Poziţia nivelului Fizic în structura modelului OSI

Standardele asociate nivelului fizic conţin specificaţii electrice (parametrii de semnal, proprietăţi ale mediului de comunicaţie) şi mecanice (conectică, cabluri).

Nivelul fizic are deci, rolul de a transmite datele de la un calculator la altul prin intermediul unui mediu de comunicatie. Datele sunt văzute la acest nivel ca un şir de biţi. Problemele tipice sunt de natură electrică: nivelele de tensiune corespunzatoare unui bit 1 sau 0, durata impulsurilor de tensiune, cum se iniţiază şi cum se opreşte transmiterea semnalelor electrice, asigurarea păstrării formei semnalului propagat.

Astfel, la acest strat se defineşte la nivel electric, mecanic, procedural şi funcţional legatura fizică între calculatoarele care comunică.

9.1 Funcţiile nivelului Fizic

Ca atribuţii nivelul fizic se ocupă de codarea şi sincronizarea la nivel de bit, delimitând lungimea unui bit şi asociind acestuia impulsul electric sau optic corespunzător canalului de comunicaţie utilizat.

La acest nivel se definesc:

- Tipul de transmitere şi recepţionare a şirurilor de biţi pe un canal de comunicaţii;

- Topologiile de rețea;
- Tipurile de medii de transmisie: cablu coaxial, cablu UTP sau STP, fibră optică, linii închiriate de cupru, wirelles, etc.;
- Modul de transmisie: simplex, half-duplex, full-duplex;
- Standardele mecanice şi electrice ale interfețelor;
- Este realizată codificarea şi decodificarea şirurilor de biți;
- Este realizată modularea şi demodularea semnalelor purtătoare (modem-uri).

9.2. Tipuri de medii de transmisie

Principalele medii de transmisie sunt următoarele:

- Cablu torsadat;
- Cablu coaxial;
- Fibră optică;
- Wirelles.

9.2.1. Cabluri torsadate (Twisted Pair)

Cablul torsadat este un tip de cablu, care în compoziția sa conține cupru. Se foloseşte în rețelele telefonice şi în majoritatea rețelelor Ethernet. Constă din două fire de cupru izolate, răsucite unul împrejurul celuilalt. O pereche de fire formează un circuit.

Torsadarea oferă protecție împotriva interferențelor cauzate de celelalte perechi de fire din cablu. Perechile de fire de cupru sunt acoperite intr-o izolație de plastic codificată pe culori şi sunt torsadate împreună. O izolație exterioară protejează fasciculul de perechi torsadate.

La trecerea curentului printr-un fir de cupru, este creat un câmp magnetic în jurul firului. Fiecare circuit are două fire, iar intr-un circuit cele două fire au câmpuri magnetice de sens opus. Astfel se produce efectul de anulare a câmpurilor magnetice.

Cablurile torsadate pot fi de două tipuri:

- Cablu torsadat neecranat (Unshielded twisted-pair - UTP) vezi figura 9.2.

Cablu are patru perechi de fire. Acest tip de cablu se bazează numai pe efectul de anulare obținut prin torsadarea perechilor de fire care limitează degradarea semnalului cauzată de interferențe electromagnetice (EMI) şi interferențe în frecvența radio (RFI). UTP este cel mai folosit tip de cablu în rețele. Lungimea unui segment poate fi de maxim 100 m.

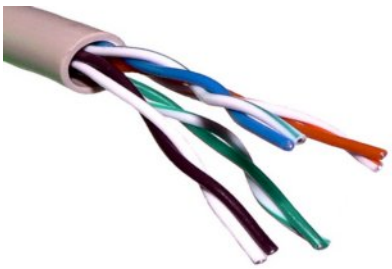


Fig. 9.2. Cablu torsadat neecranat UTP

- Cablu torsadat ecranat (Shielded twisted-pair - STP) vezi figura 9.3.

Cablu are tot patru perechi de fire. Fiecare pereche de fire este acoperită de o folie metalică pentru a ecrana şi mai bine zgomotul. Patru perechi de fire sunt ulterior învelite într-o altă folie metalică (Cablu torsadat în folie FTP – veyi figura 9.4.).

STP reduce zgomotele electrice din interiorul cablului. De asemenea reduce EMI şi RFI din exterior. Lungimea unui segment poate fi de maxim 100 m.

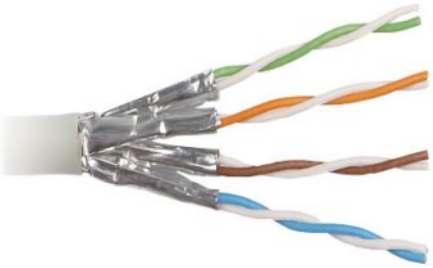


Fig. 9.3. Cablu torsadat ecranat STP

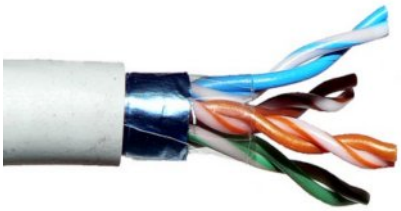


Fig. 9.4. Cablu torsadat în folie FTP

Standardul EIA/TIA (Electronic Industries Association / Telecommunications Industries Association) 568 cuprinde specificațiile cablului UTP referitor la cablarea clădirilor comerciale.

- Categoria 2 (CAT2) este certificat pentru transmisii de date de până la 4 Mbps. Conține patru perechi torsadate;
- Categoria 3 (CAT3) este certificat pentru transmisii de date de până la 10 Mbps. Conține patru perechi torsadate;
- Categoria 4 (CAT4) este certificat pentru transmisii de date de până la 16 Mbps. Conține patru perechi torsadate;
- Categoria 5 (CAT5) este certificat pentru transmisii de date de până la 100 Mbps. Conține patru perechi torsadate;
- Categoria 5e (CAT5e) este certificat pentru transmisii de date de până la 100 Mbps. Conține patru perechi torsadate. Are mai multe torsadări pe metru decât cel de categoria 5. Este descris de standardul EIA/TIA 568-B. Este cel mai folosit tip de cablu;
- Categoria 6 (CAT6) este certificat pentru transmisii de date de până la 1Gbps. Conține patru perechi răsucite. Impune specificații mai stricte pentru interferențe (crosstalk) şi zgomotul de fundal (system noise);
- Categoria 6A (CAT6A) este certificat pentru transmisii de date de până la 10 Gbps. Conține patru perechi răsucite care pot avea un despărțitor central pentru a separa perechile din interiorul cablului.

Tipul de conector şi priză folosit pentru cablul UTP şi STP/FTP se numeşte 8 Position 8 Contact (8P8C).

Denumirea mai răspândită este cea de de conector şi priză RJ-45. Pentru cablul torsadat UTP sefoloseşte conectorul RJ-45 neecranat, pentru STP şi FTP conectorul RJ-45 ecranat (vezi figura 9.5).

Conectorul şi priza RJ-45 are 8 pini care fac legătura între firele cablului torsadat şi priza UTP care se află îngropată în echipamente, de exemplu: în plăci de rețea (vezi figura 9.6).

Fig. 9.5. Conectori RJ-45 ecranat şi neecranat

Fig. 9.6. Priză RJ-45

Montarea conectorului RJ-45 se face conform standardelor TIA/EIA-568A şi TIA/EIA-568B (vezi figura 9.7).

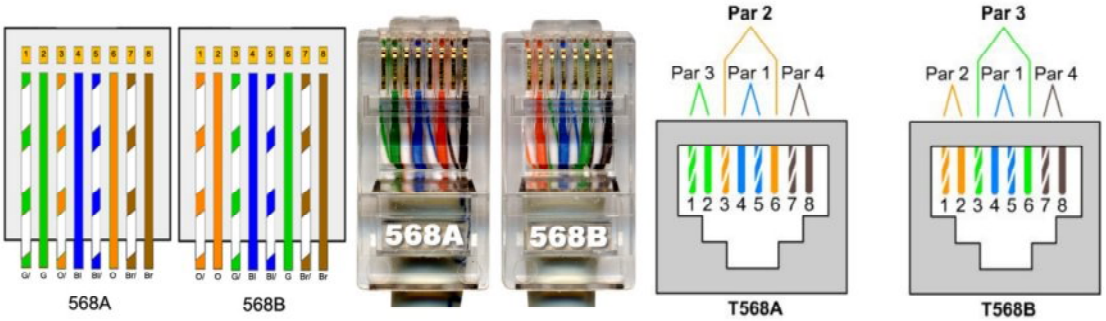


Fig. 9.7. Ordinea firelor în conectorul şi priza RJ-45 conform standardelor TIA/EIA 568A şi TIA/EIA 568B

Conectorii RJ-45 folosți pentru terminarea cablurilor UTP conțin 8 găuri în care trebuie introduse cele 8 fire, apoi cu ajutorul unui cleşte de sertizat UTP se sertizează conectorul RJ-45. În dreptul fiecărei găuri din conectorul RJ-45 se află o lamelă metalică care inițial este deasupra găurii, astfel încât firul intră uşor. În timpul acestui proces de sertizare lamela metalică din dreptul fiecărei găuri este apăsată şi străpunge firul, astfel se realizează contactul electric.

Trebuie acordată mare atenție la detorsadarea firelor. Atunci când este îndepărtat manşonul de plastic cu ajutorul unui tăietor de cabluri şi sunt detorsadate perechile pentru a putea introduce firele în conector, trebuie avută mare grijă ca bucata de cablu detorsadat să

fie cât mai mică. În caz contrar, va apărea o interferență între fire, generând crosstalk (diafonie).

Trebuie tăiați cam 3-4 cm din manşon, apoi sunt detorsadate firele, sunt aranjate în ordinea dorită conform standardului, iar apoi cu ajutorul unor lame pe care le are cleştele de sertizat, sunt tăiate firele, lăsând cam 3/4 din lungimea conectorului RJ-45. În acest fel firele vor ajunge până în capătul conectorului RJ-45, asigurând un contact electric perfect, iar bucata detorsadată va fi aproape inexistentă, minimizând riscul apariției crosstalk-ului.

Rețelele de calculatoare au ca scop primar interconectarea echipamentelor de rețea pentru asigurarea comunicării între ele. Pentru interconectare se folosesc în majoritate cabluri torsadate ecranate sau neecranate (STP, FTP sau UTP) şi conectori RJ-45.

S-au creat şi sunt aplicate anumite standarde atât în ceea ce priveşte culoarea celor 8 fire, dar şi ordinea de dispunere a acestora. Aceste standarde sunt consacrate în literatura de specialitate drept TIA/EIA 568A şi TIA/EIA 568B.

Pentru interconectarea echipamentelor de rețea se foloseşte unul dintre cele două standarde. Cele mai multe rețele sunt cablate în conformitate cu standardul TIA/EIA 568B (în Europa).

Cablurile UTP / STP / FTP folosesc doar patru fire din cele opt disponibile pentru transmiterea şi recepția datelor în rețea. Cele patru fire folosite pentru recepția şi transmisia datelor sunt:

- portocaliu;
- portocaliu-alb;
- verde;
- verde-alb.

Pinii folosiți la transmiterea datelor sunt pinii 1 şi 2, în timp ce pinii 3 şi 6 sunt utilizați pentru recepția informației. Deci se folosesc două fire pentru transmisie (Tx+ şi Tx-) şi două pentru recepție (Rx+ şi Rx-).

Firele de Tx şi firele de Rx trebuie să facă parte din aceeaşi pereche de fire. Prima pereche ajunge pe pinii 1 şi 2, iar a doua pereche pe pinii 3 şi 6.

Dacă nu este respectat standardul există marele risc ca cele două fire folosite pentru Rx sau Tx să nu facă parte din aceeaşi pereche, moment în care torsadarea nu mai este practic folosită şi nu se vor mai anula câmpurile electrice generând interferențe serioase.

Denumirea universală a cablurilor pentru interconectarea echipamentelor de rețea este Patchcord.

Un patchcord este de fapt un cablu torsadat ecranat sau neecranat cu conectori RJ-45. Un patchcord poate să fie de 3 feluri, în funcție de dispunerea firelor la cele două capete, cu fiecare dintre tipuri destinate conexiunilor între anumite echipamente.

- Straight-through cable (cablul direct) - este cel mai des utilizat tip de cablu în

rețele locale pentru interconectarea echipamentelor de rețea. Distribuția firelor, pe culori, la cele două capete ale unui asemenea cablu, este prezentată în figura 9.8.

Fig. 9.8. Ordinea firelor într-un cablu Straight-Through (cablu direct)

Cablurile straight-through sunt folosite (vezi figura 9.9) la interconectarea echipamentelor de categorii diferite, de exemplu:

- calculator cu hub/switch;
- switch cu router;

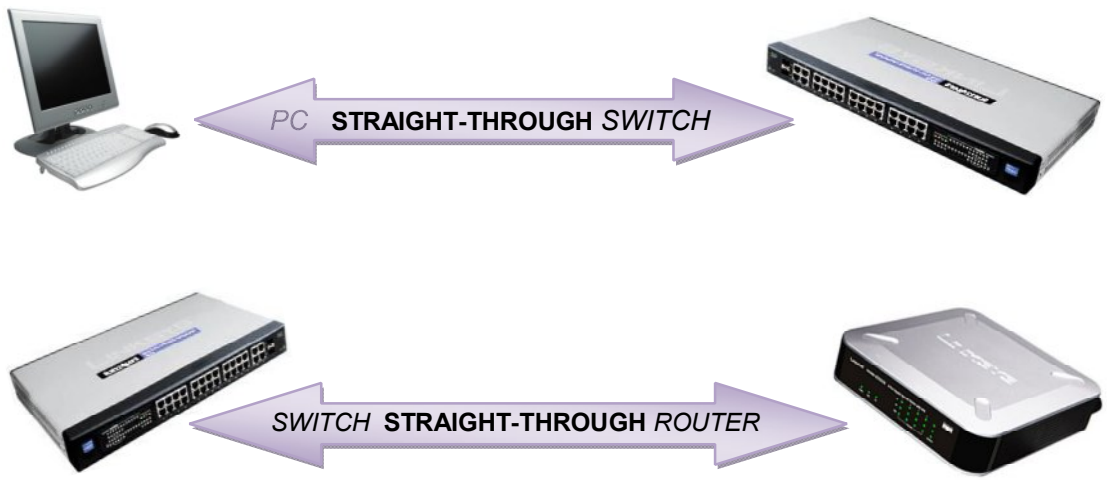


Fig. 9.9. Tipuri de echipamente ce se interconectează cu cablu Straight-Through (cablu direct)

- Cross-over cable (cablul inversor)- dacă se inversează la cele două capete ale unui patch-cord firele corespunzătoare pinilor folosiți pentru transmisie, respectiv recepție, se obține un cablu cross-over. Acest cablu inversează pinii 1 şi 2 cu pinii 3 şi 6. Pinul 1 ajunge în cealaltă parte la pinul 3 şi pinul 2 la pinul 6. Acest cablu se realizează făcând un conector pe standardul A şi una pe standardul B. Practic se inversează perechile portocaliu cu verde (vezi figura figura 9.10).

Fig. 9.10. Ordinea firelor într-un cablu Cross-Over (cablu inversor)

Cablurile crossover sunt folosite (vezi figura 9.11) la interconectarea echipamentelor similare, de exemplu:

- calculator cu calculator;
- switch cu hub;
- calculator cu router;

Un calculator foloseşte pinii 1 şi 2 ai conectorului pentru a transmite date, respectiv pinii 3 şi 6 pentru recepția informațiilor. Pentru a putea comunica între ele, două calculatoare interconectate doar printr-un cablu UTP necesită inversarea la cele două capete ale patchcord-ului a pinilor de transmisie cu cei destinați recepției. De aceea, în cazul unui asemenea aranjament, se folosesc cabluri crossover, care inversează pinul 1 cu pinul 3, respectiv pinul 2 cu pinul 6.

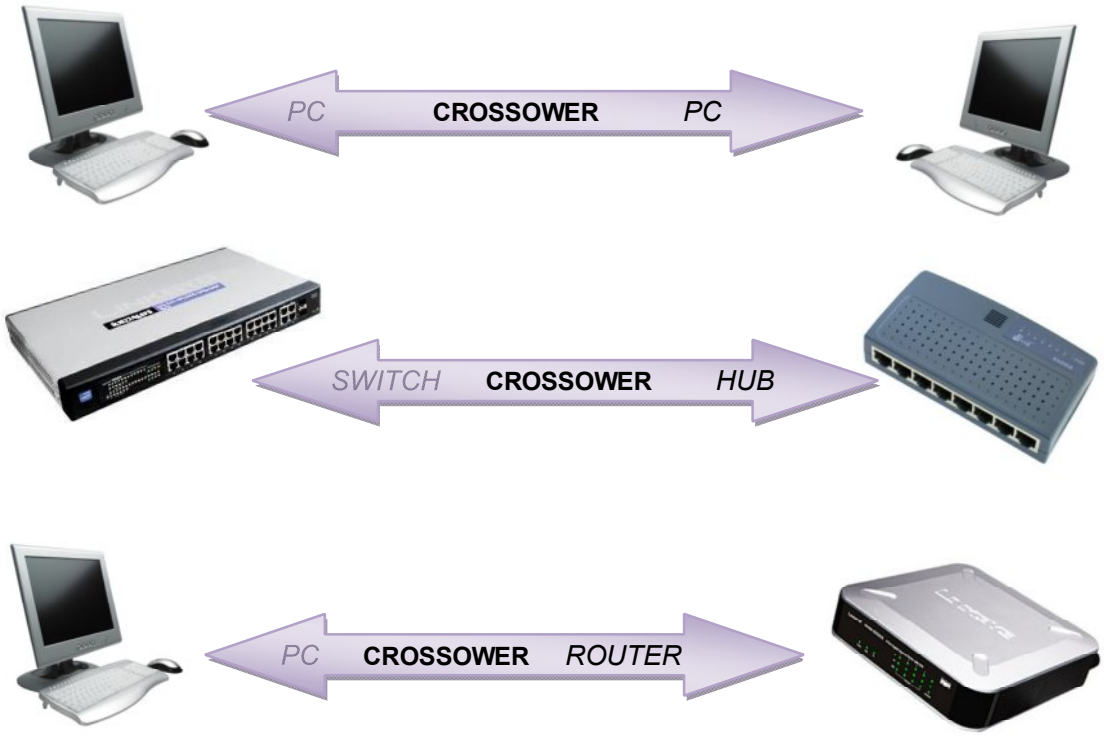


Fig. 9.11. Tipuri de echipamente ce se interconectează cu cablu Cross-Over (cablu inversor)

Switch - urile de ultimă generație acceptă ambele tipuri de cabluri (straight-through şi crossover), indiferent de echipamentul la care se conectează, autoconfigurându-se corespunzător. Tehnologia folosită care face posibilă autoconfigurarea se numeşte MDI / MDI-X.

- Rollover cable – (Cablu consolă) dacă se dispun firele la celălalt capăt în ordine inversă, se obține un cablu rollover. Este un tip de cablu null-modem care este des folosit pentru conectarea unui calculator cu portul consolă a unui router sau switch (vezi figura 9.12).

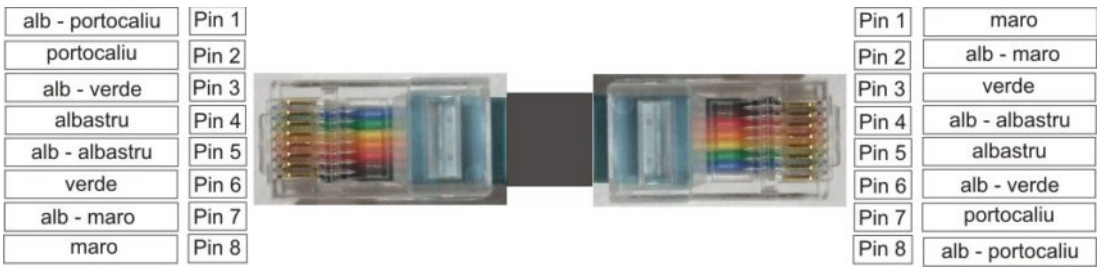


Fig. 9.12. Ordinea firelor într-un cablu Rollover (cablu consolă)

Aceste routere sau switchuri moderne sunt echipate cu un port "consolă", prin intermediul căruia se face posibilă configurarea echipamentului folosindu-se un laptop sau un desktop şi un program gen Hyperterminal

9.2.2. Cabluri coaxiale

Cablul coaxial constă dintr-un miez de cupru, înconjurat de un înveliş izolator, apoi de un strat de ecranare format dintr-o plasă metalică şi de o cămaşă exterioară de protecţie (Fig 7.1.1.1). Ecranele protejează datele transmise prin cablu, eliminând zgomotul, astfel datele nu vor fi distorsionate. Miezul unui cablu coaxial transportă semnale electrice.

Aceste semnale electrice reprezintă datele. Dacă miezul şi plasa de sârmă se ating, se produce un scurtcircuit. Acesta conduce la distrugerea datelor care circulă prin cablu.

Cablul coaxial este destul de rezistent la interferenţe. Acesta a fost motivul pentru care cablul coaxial a fost utilizat în cazul distanţelor mari.

Tipuri de cablu coaxial:

- Thicknet 10BASE5 (vezi figura 9.13) este un cablu coaxial gros (aprox. 12 mm) care a fost folosit în reţelistică şi funcţiona la viteze de 10 megabiţi pe secundă până la o distanţă maximă de 500 de metri;
- Thinet 10BASE2 (vezi figura 9.14) este un cablu coaxial subţire (aprox. 6 mm), care a fost folosit în reţelistică şi funcţiona la viteze de 10 megabiţi pe secundă până la o distanţă maximă de 185 de metri, după ce semnalul începea să se atenueze. Face parte din familia numită RG-58 şi are o impedanţă de 50 ohmi.

Fig. 9.13. Cablu coaxial de tipul Thicknet 10BASE5

Fig. 9.14. Cablu coaxial de tipul Thicknet 10BASE2

Pentru conectarea la calculator (vezi figura 9.15) se folosesc componente de conectare BNC (British Naval Connector), astfel:

- Conectorul de cablu este sertizat la cele două capete ale cablului;
- Conectorul BNC-T cuplează placa de reţea din calculator la cablul de reţea;
- Conector BNC bară conectează doua segmente de cablu coaxial subţire;
- Terminatorul BNC se foloseşte la fiecare capăt al magistralei pentru a absorbi semnalele parazite. Fără terminatoare o reţea de tip magistrală nu poate funcţiona.

Fig. 9.15. Conector de cablu; Conector BNC-T; Conector BNC bară; Terminator BNC

Cablul coaxial este destul de rezistent la interferențe. Acesta a fost motivul pentru care cablul coaxial a fost utilizat în cazul distanțelor mari.

Avantajele utilizării cablurilor coaxiale:

- Răspunsul foarte bun în frecvență (cablurile coaxiale permit transmisia unei benzi foarte largi de frecvențe, de la frecvențe joase la frecvențe foarte înalte ca în cazul semnalelor de cablu TV şi a semnalelor video analogice);
- Sunt mai robuste decât cablurile cu perechi rasucite;
- Pot fi folosite pentru distanțe mai mari decât în cazul cablurilor torsadate;
- Sunt mai ieftine decât fibra optică.

Dezavantajele folosirii cablurilor coaxiale:

- Dacă scutul din cupru nu este legat la împământare atunci vor apărea interferențe electromagnetice puternice (zgomotele electrice vor interfera cu semnalul transmis);
- Unele cabluri coaxiale au un diametru mare ceea ce determină o scădere a flexibilității şi utilizarea unor conductoare groase;
- Rata de transfer a informației este de până la 10 Mbps care este mult mai mică în comparație cu rata de transfer a cablurilor cu perechi răsucite care este cuprinsă în intervalul de la 100 Mbps la 1Gbps sau chiar 10Gbps.

Există şi alte tipuri de cabluri coaxiale :

- Cablul triaxial (triax) - vezi figura 9.16 - este un cablu coaxial care are un al treilea rând de dielectric şi material conductor. Scutul extern care este împământat protejează scutul intern de interferențe electromagnetice din afara sursei.

Fig. 9.16. Cablul triaxial

- Cablul coaxial semirigid - vezi figura 9.17 - utilizează o teacă dură din cupru.

Acest cablu oferă o ecranare superioară în comparație cu alte tipuri de cabluri chiar şi la frecvențe înalte, marele dezavantaj fiind acela, după cum spune şi numele, că nu este flexibil.

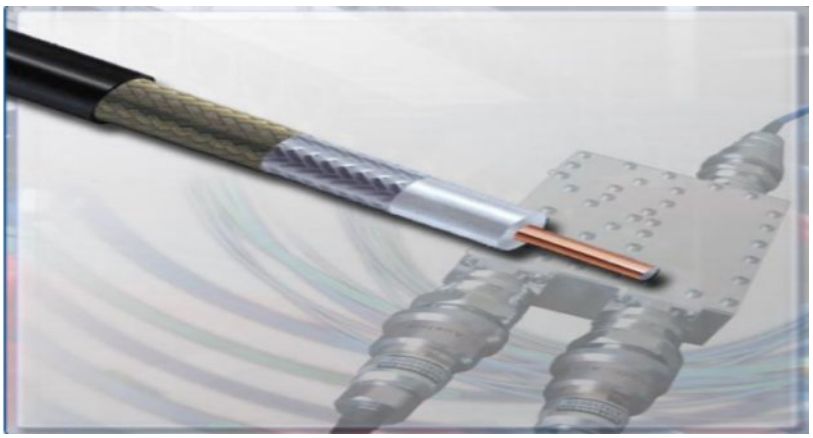


Fig. 9.17. Cablul coaxial semirigid

9.2.3. Cabluri şi conectori de fibră optică

În acest tip de cablu, fibrele optice transportă semnale de date digitale sub forma unui impulsuri luminoase modulate. Prin fibră optică nu circulă semnale electrice, ca urmare, este un mod sigur pentru transport de date, deoarece datele nu pot fi interceptate.

Un cablu cu fibră optică, este format dintr-una sau mai multe fibre optice învelite intr-o teacă sau cămaşă. Fibra optică este un conductor din sticlă sau plastic. Fibrele optice sunt alcătuite dintr-un cilindru de sticlă, numit armătură.

Fiecare fibră de sticlă transmite semnalele într-o singură direcție.

Tehnic vorbind, transmisia datelor prin fibra optică se bazează pe conversia impulsurilor electrice în lumină. Aceasta este apoi transmisă prin mănunchiuri de fibre optice până la destinație, unde este reconvertită în impulsuri electrice.

Câteva dinaAvantajele utilizării fibrelor optice sunt următoarele:

- rată de transfer foarte mare în raport cu celelalte tipuri de conexiune (practic nelimitată, şi încă imposibil de folosit la maximum de către aplicațiile existente);
- mai multă siguranță - fibra optică este insensibilă la perturbații electromagnetice şi este inaccesibilă scanărilor ilegale (interceptări ale transmisiunilor);
- posibilitatea de instalare rapidă şi simplă, în orice condiții, datorită greutății reduse a cablului optic şi existenței mai multor tipuri de cabluri;
- fibra optică reprezintă soluția pentru accesul de mare viteză la serviciile Internet, utilizând fibra optică pentru conexiuni dedicate permanente. Este recomandată firmelor cu un număr mare de posturi de lucru cuplate la rețeaua Internet şi cu un transfer informațional susținut pe tot timpul unei zile de lucru.

Proprietățile de bază ale fibrei optice sunt următoarele:

- Fibra optică are o structura cilindrică;
- Este construită din SiO_2;
- Este un ghid de undă;
- Are un coeficient de atenuare pe km foarte mic;
- Fabricată din sticlă printr-un proces de turnare la cald;
- Indicele de refracție al miezului este întotdeauna mai mare decât indicele de refracție al învelişului primar (cladding);
- Fenomenul de propagare a luminii este bazat pe reflexia internă totală în miezul fibrei.

Tipuri de cabluri cu fibră optică (vezi figura 9.18):

- Single Mode – cablul cu fibră optică unimodal permite doar unui singur mod (lungime de undă) de lumină să treacă prin fibră. Acest tip de cablu permite lățimi de bandă mari precum şi parcurgerea unor distanțe mult mai mari. Cablul are un miez foarte subțire. Este mai greu de fabricat, foloseşte rază laser ca metodă de generare a luminii şi poate transmite semnale la distanțe de zeci de kilometri cu uşurință. Lungimea maximă a cablului este de 10 km sau chiar mai mult. Miezul fibrei este de 9 microni în diametru şi transmite lumina de la laser în infraroşu (lungimea de undă este de la 1300 nm până la 1550 nm). Cablul unimodal este folosit de obicei pentru magistralele de comunicații dintre campusuri şi oraşe;
- Multimode – cablul de fibră optică multimodal permite propagarea a multiple moduri de lumină prin fibră. Cablul are un miez mai gros decât cablul single-mode. Este mai uşor de fabricat, poate folosi surse de lumină mai simple (LED-uri) şi funcționează bine pe distanțe de câtiva kilometri sau mai puțin. De obicei lungimea maximă a cablului este de 2 km. Miezul fibrei optice este de 62.5 microni în diametru şi transmite lumina în infraroşu de la LED-uri (lungimea de undă de la 850 nm la 1300 nm). Este utilizat adeseori pentru aplicațiile grup de lucru şi pentru aplicațiile intra-clădire;

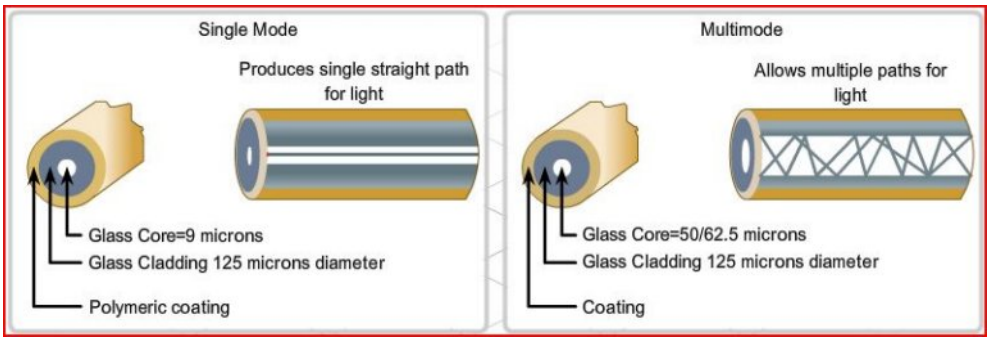


Fig. 9.18. Cabluri de fibră optică

Exista mai multe tipuri de conectori utilizați : SC, ST, LC, MT, MIC (FDDI) si FC (vezi figura 9.19) Aceste tipuri de conectori pentru fibra optică sunt half-duplex, ceea ce permite datelor să circule intr-o singură direcție. Astfel, pentru comunicație este nevoie de două fire.

Părți componente ale unei fibre optice sunt:

- miez (core) - centrul fibrei prin care circulă lumina;
- învelis optic (cladding) - material optic care înveleşte miezul şi care reflectă total lumina;
- învelis protector (coating) - înveliş de plastic care protejează fibra de zgârieturi şi umezeală

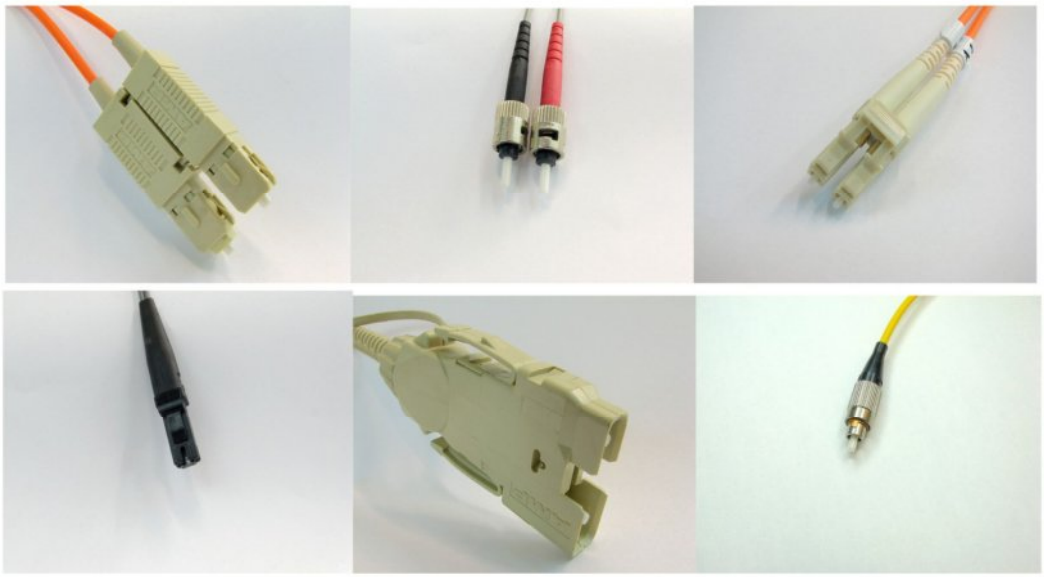


Fig. 9.19. Conectori pentru fibră optică

9.2.4. Wirelles

Wireless LAN, cunoscut şi sub denumirile de WLAN, 802.11 sau WiFi, deşi este cea mai recentă metodă de conectare, a cunoscut în ultimii ani o creştere fără precedent a popularității. Această popularitate se datorează chiar principalei sale caracteristici: lipsa cablurilor.

Reteaua wireless are drept componentă principală un echipament care se numeşte Punct de Acces. El este un releu care emite şi receptează unde radio către, respectiv de la dispozitivele din raza sa de acțiune.

Există şi dezavantaje în cazul rețelelor wireless. Pe langă cea mai uşoară utilizare şi cea mai mare flexibilitate, o reîea wireless este şi cea mai expusă din punct de vedere al vulnerabilității la interceptări neautorizate.

La nivelul fizic, oricine poate să acceseze o rețea wireless. Din fericire, nu este suficient să ai acces la nivelul fizic pentru a obține şi accesul efectiv la retea, deoarece producătorii echipamentelor de comunicații au conceput modalități de criptare a informațiilor, care să le facă inaccesibile intruşilor. Securitatea rețelelor wireless este un punct de discuție foarte aprins, deoarece din motive de necunoştinta a utilizatorilor sau de neprofesionalism al administratorilor, ori pentru a permite conectarea uşoară, aceste caracteristici de protecție nu sunt întotdeauna activate.

Figura 9.20 prezintă o imagine globală a standardelor wireless :

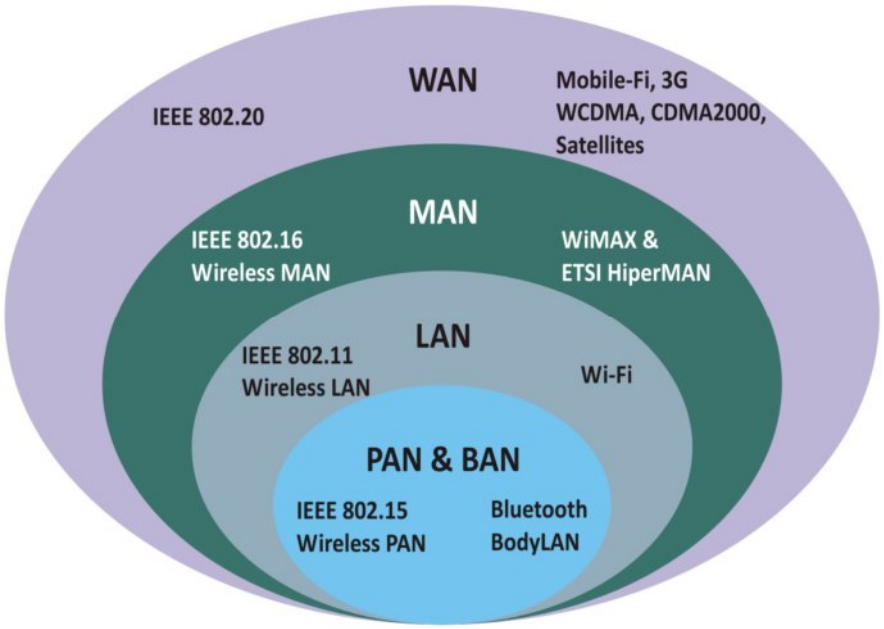


Fig. 9.20. Standarde wireless

Rețelele wireless se împart în două clase importante, factorul decisiv fiind frecvența de bandă. Tehnologiile mai vechi folosesc banda de 2.4 GHz, în timp ce variantele ulterioare folosesc banda mai lată, de 5 GHz.

În figura 9.21 se precizează principalele caracteristici ale celor mai utilizate tehnologii aplicate standardelor 802.11.

Standard	Viteză	Bandă	Distanță	Interoperabilitate
IEEE 802.11a	54 Mbps	5 Ghz	150 ft (45.7 m)	Necompatibil cu 802.11b, 802.11g, 802.11n
IEEE 802.11b	11 Mbps	2.4 Ghz	300 ft (91 m)	Compatibil cu 802.11g
IEEE 802.11g	54 Mbps	2.4 Ghz	300 ft (91 m)	Compatibil cu 802.11b

Fig. 9.21. Tehnologii 802.11

Standardul 802.11a a fost ratificat de IEEE în 16 septembrie 1999. Utilizează tipul de modulație OFDM. Are o viteză maximă de 54 Mbps cu implementări de pâna la 27 Mbps. Operează in banda ISM între 5,745 si 5,805 GHz şi în banda UNII (Unlicensed National Information Infrastructure) între 5,170 si 5,320 GHz. Aceasta îl face incompatibil cu 802.11b sau 802.11g. Frecvenței utilizate mai mari îi corespunde o bătaie mai mică la aceeaşi putere de ieşire şi, cu toate că în subgamele utilizate spectrul de frecvențe este mai

liber în comparație cu cel din jurul frecventei de 2,4 GHz, în unele zone din lume, folosirea acestor frecvențe nu este legala. Utilizarea unui echipament bazat pe acest protocol în exterior se poate face numai după consultarea autoritaților locale. De aceea, echipamentele cu protocolul 802.11a, cu toate ca sunt ieftine, nu sunt nici pe departe la fel de populare ca cele cu 802.11b/g.

Standardul 802.11b - a fost ratificat de IEEE în 16 septembrie 1999 şi este, probabil, cel mai popular protocol de rețea wireless utilizat în prezent. Utilizează tipul de modulație DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum). Operează în banda de frecvențe ISM (Industrie, Stiinta, Medicina); nu sunt necesare licențe atât timp cât se utilizează aparatura standardizată. Limitările sunt: puterea la ieşire de pâna la 1 watt iar modulațiile numai de tipul celor care au dispersia spectrului cuprinsă între 2,412 şi 2,484 GHz. Are o viteză maximă de 11 Mbps.

Standardul 802.11g a fost ratificat în iunie 2003. În ciuda startului întârziat, acest protocol este, în prezent, de facto protocolul standard în rețelele wireless, deoarece este implementat practic pe toate laptopurile care au placa wireless şi pe majoritatea celorlalte dispozitive portabile. Foloseşte aceeaşi subbandă de frecvențe din banda ISM ca şi 802.11b, dar utilizează tipul de modulatie OFDM (Orthogonal Frecvency Division Multiplexing). Viteza maximă de transfer a datelor este de 54 Mbps, cu implementări practice la 25 Mbps. Viteza poate coborî până la 11 Mbps sau chiar la valori mai mici, trecând la tipul de modulatie DSSS, pentru a se realiza compatibilitatea cu mult mai popularul protocol 802.11b.

9.3. Codarea semnalelor codificarea şi decodificarea şirurilor de biți;

Într-o transmisiune de date, informația transmisă poate fi de origine analogică sau numerică. Un semnal este considerat numeric (digital) dacă el este discretizat în timp şi în amplitudine, ceea ce înseamnă că amplitudinea sa poate lua doar anumite valori, care rămân constante pe intervale bine precizate de timp (respectiv pe intervalul corespunzător duratei unui simbol). Pentru semnalele analogice, amplitudinea acestora variază de o manieră continuă în timp.

O informație analogică poate fi convertită în numeric, de exemplu semnalele video sau audio. De asemenea şi procesul invers este posibil, respectiv conversia din numeric în analogic.

În general, semnalul binar propriu zis nu este transmis pe linia de comunicație sub forma sa brută, ci se utilizează diverse tehnici de codare a acestuia în prealabil. Motivele care stau la baza acestei codări sunt diverse:

- Recuperarea tactului necesar unei transmisii sincrone este facilitată de către secvențele binare care prezintă tranziții cât mai numeroase între două stări care corespund unor simboluri. Este astfel de dorit evitarea transmiterii unor secvețe de date care să corespundă unor şiruri lungi de 1, respectiv 0;
- Formarea spectrală („spectrum shaping”) a semnalului ce se transmite fără a utiliza tehnici de modulare sau filtrare. Acest lucru poate fi important de exemplu în aplicațiile pe liniile telefonice, care introduc atenuări puternice ale semnalului la frecvențe mai mari de 300kHz;
- Eliminarea componentei continue din semnal;
- Utilizarea eficientă a benzii de frecvență. Se pot transmite date cu un debit mai mare utilizând aceeaşi bandă de frecvență.

9.3.1. Codarea NRZ (Not Return to Zero)

Acest tip de codare foloseşte două nivele de tensiune diferite. Astfel un „1” logic este reprezentat printr-un nivel pozitiv de tensiune (+V), în timp ce unui „0” logic îi corespunde fie o tensiune nulă (0V)- în varianta unipolară NRZ, fie o tensiune negativă (-V) dacă ne referim la NRZ bipolar.

Sunt uzuale trei tipuri de coduri NRZ (Non Return to Zero):

- NRZ-L (NRZ- Level): 1 - nivel ridicat, 0 – nivel coborât;
- NRZ-M (NRZ- Mark): 1- apare o tranziție, 0 – nu apare nici o tranziție;
- NRZ-S (NRZ- Space) 1 – nu apare nici o tranziție, 0 – apare o tranziție.

Codul NRZ-L – vezi figura 9.22 - păstrează nivelul de semnal constant în timpul intervalului de bit, fiind alocat câte un nivel fiecărei stări logice. În cazul NRZ-M sau NRZ-S are loc o schimbare (tranziție) a nivelului la începutul intervalului de bit pentru una din stările logice şi nici o tranziție pentru starea complementara.

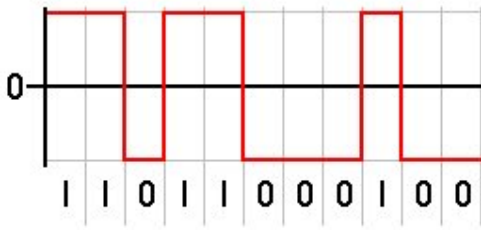


Fig. 9.22. Codare NRZ - L

În codarea NRZ_M (Non Return to Zero - Mark) bitul 1 este reprezentat alternativ prin nivelele logice H şi L iar bitul 0 este reprezentat prin nivelul logic utilizat pentru reprezentarea ultimului bit 1 - vezi figura 9.23. Această codare diferențială sau prin tranziții rezolvă problema ambiguității de fază care poate apare prin inversarea firelor unei linii de transmisie, ceea ce conduce la obținerea informației negate, în cazul utilizării codului NRZ-L.

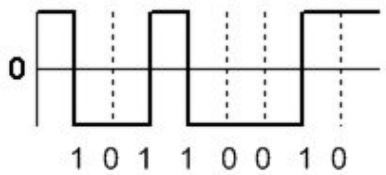


Fig. 9.23. Codare NRZ - M

În codarea NRZ_S (Non Return to Zero - Space), accepția este inversă, biții 1 şi 0 schimbându-şi rolurile.

Principalul dezavantaj al codării de tip NRZ îl constituie lipsa tranzițiilor în cazul unor secvențe lungi de biți identici, ceea ce poate duce la pierderea sincronizării la receptor.

9.3.2. Codarea Bifazică

Se utilizează trei variante ale acestui tip de codare: BIΦ-L, BIΦ-M, BIΦ-S.

Prima dintre ele (BIΦ-L) este cunoscută şi sub denumirea de codare Manchester, şi va fi prezentată ulterior.

În ceea ce priveşte codarea BIΦ-M, ea presupune apariția unei tranziții la începutul oricărui interval de bit. Dacă bitul este de „1”, atunci o a doua tranziție va apare la mijlocul intervalului de bit. Pentru transmisia unui „0” nu se va mai produce nici un fel de tranziție.

Codarea BIΦ-S este exact inversa codării BIΦ-M (tranziție la începutul intervalului

de bit, urmată de o altă tranziție la jumătatea acestui interval dacă se transmite „0”, sau fără tranziție dacă se transmite „1”).

- Codarea Manchester

Ideea care stă la baza codării Manchester este aceea de a determina o tranziție pentru semnalul emis, tranziție care să apară la mijlocul perioadei de bit. Astfel, un „1” este reprezentat printr-o tranziție de la nivelul +V la nivelul –V, în timp ce unei tranziții de la nivelul –V la nivelul +V îi corespunde un „0” - vezi figura 9.24. Este evident că în acest fel se asigură sincronizarea între emițător şi receptor, chiar şi în cazul transmisiei unor secvențe lungi de „0” sau „1”. Mai mult decât atât, întrucât simbolurile binare sunt reprezentate prin tranziții şi nu prin nivele constante (stări) ca la codarea de tip NRZ, scade drastic probabilitatea apariției unor erori. Un zgomot care afectează semnalul poate modifica nivelele transmise, dar este puțin probabil că el va duce la inversarea tranziției sau la lipsa ei, conducând astfel la erori la recepție.

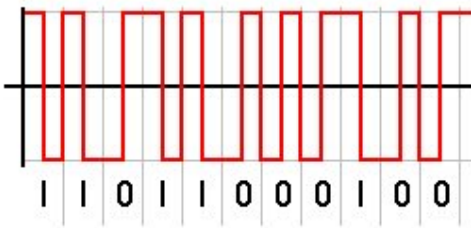


Fig. 9.24. Codare Manchester

Dezavantajul codării Manchester constă în faptul că, pentru a transmite cu un anumit debit binar, este nevoie de o bandă de frecvențe disponibilă dublă față de cea pe care am utiliza-o în cazul altor tipuri de codare.

- Codarea Manchester diferențială

La baza codării Manchester diferențiale stă prezența sau absența unei tranziții la începutul intervalului de tact. Astfel, un bit de „1” este reprezentat prin lipsa unei tranziții, în timp ce fiecare bit de „0” este semnificat prin prezența unei tranziții - vezi figura 9.25. Avantajele, respectiv dezavantajele acestui tip de codare sunt în general aceleaşi ca la codarea Manchester nediferențială.

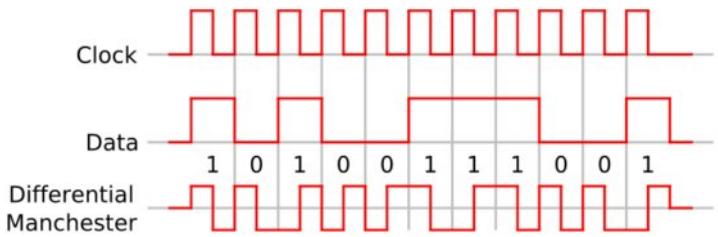


Fig. 9.24. Codare Manchester diferențială

Avantajele codurilor Manchester.

- Sunt eliminate ambele neajunsuri ale codurilor NRZ.
- Codul se autosincronizează prin existența obligatorie a unei tranzitii de nivel la mijlocul fiecărui bit.
- Nivelul mediu al semnalului în canal este 0, valabil pentru fiecare bit.

Dezavantajele codurilor Manchester

- Pentru a asigura aceeaşi viteză de transmisie de date ca la NRZ este necesară o viteză de modulare a impulsului de două ori mai mare, de aici şi o lățime de bandă a mediului de transmisie de două ori mai mare.

UNIVERSITATEA PEDAGOGICĂ DE STAT
„ION CREANGĂ” DIN CHIŞINĂU

Olga Chirchina Zinaida Ghilan

REŢELE DE CALCULATOARE
(Suport didactic)

Chişinău 2014

CZU 004.7(075.8)
C43

RECENZENŢI:
Pavel Dorin, dr., conf. univ., Universitatea de Stat din Tiraspol (cu sediul la Chișinau)
Căpățină Gheorghe, dr., inginer, prof. univ., Universitatea de Stat din Moldova

Descrierea CIP a Camerei Naţionale a Cărţii.

Chirchina Olga
Reţele de calculatoare (Suport didactic)/ Olga Chirchina, Zinaida Ghilan : Univ. Pedagogică de Stat „Ion Creangă" din Chişinău.- Chişinău:S.n. 2014 (Tipogr. „Garomont-Studio").-222p.
Referinţe bibliogr.: p. 200-204 (111 tit.). – 15 ex.
ISBN 978-9975-115-38-4.

CZU 004.7(075.8)
C43

Cuprins

Introducere

Apariţia unor tehnici noi de transmitere a informaţiilor au condus la interconectarea calculatoarelor prin intermediul unor mijloace de comunicaţie şi la dezvoltarea reţelelor de calculatoare. Reţeaua de informare a adus un nou nivel de schimb de informaţii, ceea ce a facilitat crearea diferitor tipuri de reţele - de la reţelele private până la reţelele globale. Aplicaţiile reţelelor pot fi evidenţiate prin:

- accesul la programe complexe şi la baze de date;
- realizarea, prin reţele, a unui mediu complex de comunicaţii.

Reţele de calculatoare combină calculatoare şi dispozitive conectate în reţea în grupe, membrele cărora pot să interconecteze calculatoarele şi să trimită diferite tipuri de informaţii.

Formarea culturii de informaţie are loc în instituţiile superioare, prin explorarea unor noi domenii ale ştiinţei. Reforma sistemului educaţional presupune apariţia unor noi funcţii, în care procesul de învăţământ va fi mai complex de-a lungul perioadelor de studiu. Aceste domenii includ telecomunicaţiile, reţele locale şi globale, baze de date, calcule complexe, multimedia etc.

Punerea în aplicare a noilor tehnologii în procesul de învăţare necesită o reînnoire permanentă a conţinutului educaţiei universitare şi a cadrelor didactice. Utilizarea calculatorului în procesul de învăţare necesită nu numai un salt calitativ, dar şi o schimbare psihologică a studentului.

***

Lucrarea „Reţele de calculatoare” este propusă studenţilor care îşi fac studiile la Universitatea Pedagogică de Stat „Ion Creangă” în contextul integrării tehnologiilor informaţionale şi de comunicaţii, în formarea profesorilor de informatică, şi abordează următoarele aspecte:

- o viziune integrată asupra reţelelor de calculatoare;
- evoluţia reţelelor de comunicaţie;
- clasificarea reţelelor de calculatoare;

- topologia reţelelor de calculatoare;
- proiectarea funcţională a reţelelor de calculatoare;
- elemente de standardizare a echipamentelor reţelelor;
- analiza mediilor şi tehnicilor de comunicaţie;
- studierea protocoalelor de comunicaţie în reţea;
- sisteme de telefonie mobilă;
- rolul şi funcţiile dispozitivelor de interconectare a reţelelor;
- administrarea reţelelor.

În această lucrare sunt descrise principiile de funcţionare a sistemelor de transmitere, stocare şi de prelucrare a informaţiei [1, 2, 3, 4]. În partea a II-a va fi explicată partea practică cu privire la realizarea, documentarea şi deservirea reţelelor de calculatoare.

Abilitatea de a lucra cu reţelele, de a organiza reţeaua într-un mod topologic optim, precum şi capacitatea de a lucra cu echipamente de reţea este o cunoaştere importantă pentru profesorul de informatică, care trebuie să îndeplinească rolul administratorului de reţea în şcoală [5, 6].

Lista abrevierelor

3G	Third Generation
3GPP	Generation Partnership Project
ACK	ACKnowledge
ADSL	Asymmetric Digital Subscriber Line
AFP	Apple Filing Protocol
AMPS	Advanced Mobile Phone System
ANSI	American National Standards Institute
ARP	Address Resolution Protocol
ARPA	Advanced Research Projects Agency
ARPANET	Advanced Research Projects Agency NETwork
ARQ	Automatic Retransmition Query
AS	Autonomous System
ASCII	American Standard Code for Information Interchange
ASIC	Application Specific Integrated Circuit
ASMP	ASymmetric Multi-Processing
ASN.1	Abstract Syntax Notation 1
ASP	Apple Talk Session Protocol
ATM	Asynchronous Transfer Mode
AUI	Attachment Unit Interface
BGP	Border Gateway Protocol
BNC	Bayonet Neill Concelman
BPDU	Bridge Protocol Data Unit .
BSS	Basic Service Set
CAM	Content Adressable Memory
CDMA	Code Division Multiple Access
CHAP	Challenge Handshake Authentication Protocol
CIDR	Classless InterDomain Routing
CRC	Cyclic Redundancy Check
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection
CTS	Clear To Send
D-AMPS	Digital Advanced Mobile Phone System
DARPA	Defense Advanced Research Projects Agency

DGPS	Diferenţial GPS
DMA	Direct Memory Access
DMSP	Distributed Mail System Protocol
DNA	Digital Network Architecture
DNS	Domain Name System
DOCSIS	Data Over Cable Service Interface Specification
DOS	Disk Operating System
DS0	Digital Signal 0
DSL	Digital Subscriber Line .
EBCDIC	Extended Binary Coded Decimal Interchange Code
ECTP	Ethernet Configuration Test Protocol
EGP	Exterior Gateway Protocol
EHF	Extra High Frequency
EIA	Electronic Industries Alliance
EIGRP	Enhanced Interior Gateway Routing Protocol
ESS	Extended Service Set
ETS	ElecTronic Serial number
FCS	Frame Check Sequence
FDDI	Fiber Distributed Data Interface
FEC	Forward Error Correction
FR	Frame Relay
FTP	File Transfer Protocol
GGP	Gateway-to-Gateway Protocol
GPS	Global Positioning System
GSM	Global System for Mobile communications
GUI	Graphic User Interface
HDLC	High-level Data Link Control
HDSL	High-bit-rate DSL;
HF	High Frequency
HTML	HyperText Markup Language
HTTP	Hyper Text Transfer Protocol
HTTPS	HyperText Transfer Protocol/Secure
HUB	Host Unit Broadcast
IBSS	Independent Basic Service Set

ICMP	Internet Control Message Protocol
IEEE	Institute of Electrical and Electronic Engineers
IEEE 802.11	Wi-Fi
IEEE 802.3	Ethernet
IEEE 802.5	Token Ring
ISP	Internet Service Provider
IGMP	Internet Group Management Protocol
IGP	Interior Gateway Protocol
IGRP	Interior Gateway Router Protocol
IMAP	Interactive Mail Access Protocol
IP	Internet Protocol
IPX	Internetwork Packet eXchange
IRC	Internet Relay Chat
ISDN	Integrated Services Digital Network
ISM	Industrial, Scientific and Medical radiobands
ISO	International Organization for Standardization
ISP	Internet Service Provider
ITU	International Telecommunications Union
LAN	Local Area Network
LCP	Link Control Protocol
LDAP	Lightweight Directory Access Protocol
LED	Light-Emitting Diode
LF	Low Frequency
LLC	Logical Link Control
LMI	Local Management Interface
LTE	Long Term Evolution
MAC	Media Access Control
MAN	Metropolitan Area Network
MCNS	Multimedia Cable Network System
MF	Medium Frequency
MILNET	MILitary NETwork
MIN	Mobile Identification Number
MSAU	MultiStation Access Unit
MTSO	Mobile Telephone Switching Office

MTU	Maximum Transfer Unit
NCP	Network Control Protocol
NFS	Network File System
OSI	Open System Interconnection
OSPF	Open Shortest Path First
PAP	Password Authentication Protocol
PHP	Personal Home Page
PLS	Physical signaLing Sublayer
PMA	Physical Medium Attachement
POP	Point Of Presence / Post Office Protocol
POTS	Plain Old Telephone Service
PPP	Point-to-Point Protocol
RADSL	Rate Adaptive DSL.
RARP	Reverse Address Resolution Protocol
RFC	Request For Comments
RIP	Router IP
RPC	Remote Procedure Call
RS-232	Recommended Standard 232
RTP	Real-time Transport Protocol
RTS	Request to Send
RTSP	Real Time Streaming Protocol,
SCP	Session Control Protocol .
SCTP	Stream Control Transmission Protocol
SDSL	Single-line DSL;
SFD	Start Frame Delimiter .
SHF	Super High Frequency
SID	System Identification Code
SIP	Session Initiation Protocol
SLIP	Serial Line IP
SMB	Server Message Block
SMTP	Simple Mail Transfer Protocol
SNA	Systems Network Architecture
SNMP	Simple Network Management Protocol
SONET	Synchronous Optical NETworking

SPF	Shortest Path First
SPX	Sequenced Packet eXchange
SQL	Structured Query Language
SSH	Secure SHell
SSL	Secure Sockets Layer
STP	Spanning Tree Protocol
TCP	Transmission Control Protocol
TCP/IP	Transmission Control Protocol/Internet Protocol
TDM	Time-Division Multiplexing
Telnet	Terminale virtuale
TIA	Telecommunications Industry Association
TLS	Transport Layer Security
TTL	Time To Live
UCAID	University Corporation for Advanced Internet Development
UDP	User Datagram Protocol
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
UTP	Unshielded Twisted Pair
VDSL	Very-high-bitrate DSL;
VHF	Very High Frequency
VLAN	Virtual Local Area Network
VLF	Very Low Frequency
VMTP	Versatile Message Transaction Protocol
WAN	Wide Area Network
WhoIs	„Who Is”
WLAN	Wireless Local Area Network;
WWW	World Wide Web
X.25	Packet Switching
XDR	eXternal Data Representation
xDSL	x (*for family of tehnologies*) Digital Subsriber Line
XML	eXtendable Markup Language
XMPP	eXtensible Messaging and Presence Protocol

Capitolul 1. Principii, clasificări și modele de referință ale reţelor de calculatoare

Reţelele de calculatoare - reprezintă cazuri particulare ale **reţelelor de telecomunicaţii**. O astfel de structură poate fi definită ca un ansamblu de echipamente de calcul, conectate între ele cu scopul de a prelucra şi transporta la distanţă diverse informaţii, reprezentate prin date.

Echipamentele reţelelor de calculatoare nu sunt neapărat numai calculatoarele, ci şi orice alt dispozitiv capabil să prelucreze date. Calculatoarele din reţele pot fi de tipuri diferite, atât ca *hard* cât şi ca *soft*. De exemplu, folosirea telefoniei mobile poate servi drept o reţea de date; televiziunea digitală de asemenea reprezintă avantajele tehnologiilor din reţelele de calculatoare; jocurile de calculator au schimbat modul de folosire a timpului liber.

1.1. Principii şi noţiuni fundamentale în transferul de date prin reţele de calculatoare

Până la începutul anilor ’80 din secolul trecut sistemele de calcul erau organizate în jurul unui calculator central capabil să rezolve problemele transmise de numeroşi utilizatori. Datorită tendinţei de trecere de la acest sistem centralizat, la soluţia instalării de calculatoare la fiecare utilizator şi asigurarea unor legături de comunicaţie eficientă între ele, a contribuit la dezvoltarea reţelelor de calculatoare, ca o parte integrantă a societăţii moderne.

O reţea de calculatoare (*computer network*) reprezintă un sistem de calcul complex, format din mai multe echipamente interconectate prin intermediul unui canal de comunicaţie (**cablu coaxial, fibră optică, linie telefonică, ghid de unde**) în scopul utilizării în comun de către mai mulţi utilizatori a tuturor resurselor fizice, logice şi informaţionale, asociate calculatoarelor din reţea. Calculatoarele conectate la reţea sunt denumite **noduri**.

Utilizarea calculatoarelor în reţea are o serie de avantaje: [7]

- accesul la toate resursele (echipamente, programe şi date) al oricărui utilizator indiferent de localizarea sa fizică;
- creşterea gradului de fiabilitate a sistemului de calcul, prin preluarea sarcinilor componentelor care apar de către alte componente disponibile în reţea;
- posibilitatea extinderii reţelei prin adăugarea de noi componente *hard* şi *soft* care să asigure creşterea performanţelor;
- implementarea diverselor aplicaţii cu aceleaşi investiţii de către mai mulţi utilizatori;
- crearea unor puternice medii de comunicaţie interumane.

Există mai multe tipuri de reţele, ele diferenţiindu-se prin distanţele pe care le acoperă, debitul utilizat în transmiterea informaţiei, tehnica de comutare folosită etc.

În Fig. 1.1. se reprezintă schema unei reţele locale (*LAN - Local Area Network*) interconectate *WAN* (*Wide Area Network*), unde *ISP - internet service provider.*

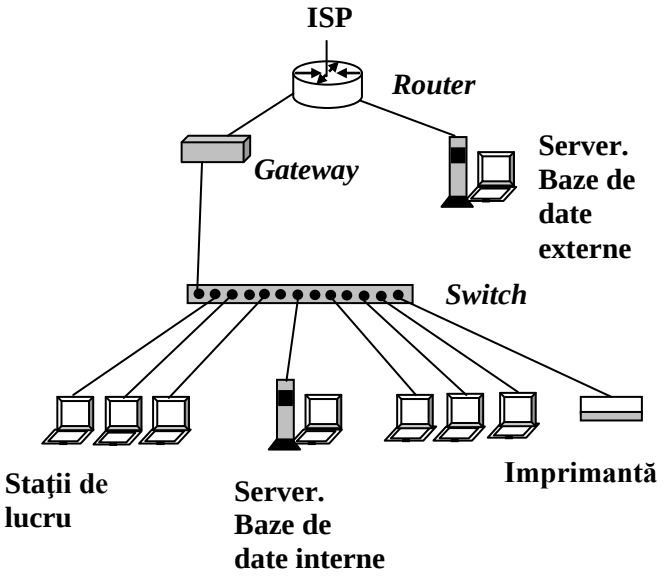


Fig. 1.1. Schema unei reţele locale (*LAN*) interconectate *WAN*

1.1.1. Componentele generale ale unei reţele sunt:

- **Calculatorul central** - denumit computer gazdă (*host computer*) sau *file-server*, este cel care gestionează funcţionarea întregii reţele şi concentrează o mare parte din resursele acesteia;

- **Staţiile de lucru** - numite şi nodurile reţelei, sunt echipamentele de calcul eterogene conectate la calculatorul central şi între ele, având posibilitatea să transmită şi să recepţioneze date şi să partajeze între ele resursele întregii reţele. În reţele pot fi conectate şi alte echipamente: imprimante, copiatoare, faxuri etc.;

- **Mediile de comunicaţie** - reprezentate de suporţii pe care sunt vehiculate pachetele de date între nodurile reţelei;

- **Echipamentele de adaptare**[1] - realizează compatibilitatea între calculatoarele din reţea şi mediile de comunicaţie;

- **Echipamente de control al comunicaţiilor** - optimizează traficul de mesaje dintre componentele reţelei şi asigură protecţia datelor. Ele utilizează o varietate de coduri de comunicaţie şi tehnici de transmisie.

- **Sistemul de operare al reţelei** - reprezintă pachetul de programe, instalat pe calculatorul central, care asigură coordonarea funcţiilor acesteia şi compatibilitatea între sistemele de operare instalate pe calculatoarele locale.

1.1.2. Încapsularea

Pentru ca mai mulţi utilizatori să poată **transmite simultan informaţii în reţea**, datele trebuie fragmentate în unităţi mici. Cu acest scop înainte ca datele să fie transmise, ele trec printr-un proces numit **încapsulare.** Încapsularea adaugă informaţii specifice prin elaborarea unui ***antet*** şi a unui ***trailer*** la fiecare nivel [8].

Prin încapsulare, protocoalele de pe fiecare nivel de transmisie pot comunica între sursă şi destinaţie independent de celelalte niveluri. Aceste unităţi reprezintă **unităţile de bază ale comunicaţiilor** în reţea şi în dependenţă de nivelul de transmisie sunt numite **segmente/ pachete/cadre**.

Componentele acestor unităţi sunt grupate **în trei secţiuni**:

Antetul - conţine un semnal de atenţionare, care indică faptul că se transmite un set de date; adresa sursă; adresa destinaţie; informaţii de ceas pentru sincronizarea transmisiei.

Datele - reprezintă informaţiile care se transmit. Această componentă poate avea dimensiuni diferite, în funcţie de reţea.

[1] Unele echipamente de adaptare şi control pot lipsi sau pot fi montate în configuraţii care diferă de la o reţea la alta.

Postambulul (*trailer*) – depinde de protocolul utilizat. De obicei conţine o componentă de verificare a erorilor, numită *CRC* (*Cyclic Redundancy Check*) sau *FCS* **(***Frame Check Sequence*).

Segmente/pachete/cadre pot conţine mai multe tipuri de date printre care: informaţii (mesaje sau fişiere); anumite tipuri de date şi comenzi de control pentru calculator (solicitățile de servicii; codurile de control al sesiunii etc.). Dacă datele sunt fragmentate în segmente/pachete/cadre, transmisiile individuale vor fi accelerate, astfel încât fiecare calculator din reţea va putea transmite şi recepţiona date.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Enumeraţi avantajele de utilizare a calculatoarelor în reţea.
2) Cu ce scop înainte ca datele să fie transmise, ele trec printr-un proces numit încapsulare?
3) Explicaţi funcţiile componentelor de bază (segmente/ pachete/cadre) ale comunicaţiilor în reţea.

1.2. Clasificarea reţelelor de calculatoare

Criteriile de bază ale reţelelor de calculatoare pot fi clasificate după: **tehnologia de transmisie** (modul de difuzare a datelor), **accesul la mediu, mărime**, **modul de interacţiune cu sistemele de operare [9]**.

În tabelul 1.1 se indică: modul de clasificare a reţelelor, tipurile de reţele, caracteristica reţelelor **[10, 11].**

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Enumeraţi modurile de clasificare a calculatoarelor în reţea.
2) Definiţi caracteristicile diferitor tipuri de reţea.

Tabelul 1.1. Modul de clasificare a reţelelor

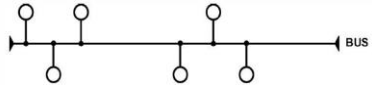
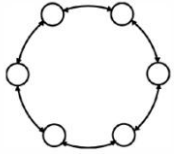
Nr.	Modul de clasificare	Tipuri de reţele	Caracteristica tipului de reţele
1	Tehnologia de transmisie	Reţele cu difuzare	Se caracterizează prin asigurarea unui **mediu comun** la care au acces toate dispozitivele din reţea, astfel oricare dintre mesajele trimise de un membru al acestui tip de reţea să poată fi recepţionat de toţi ceilalţi membri din reţea. Implementarea unei reţele bazate pe difuzare presupune şi asigurarea unui **mecanism de identificare** atât a celui ce a trimis, cât şi a destinatarului. Reţelele cu difuzare sunt mai uşor de implementat.
		Reţelele de tip punct-la-punct	Sunt alcătuite din **perechi de maşini** care comunică între ele. Pentru a parcurge traseul de la o sursă la destinaţie intr-o reţea de acest tip datele vor „călători" prin una sau mai multe staţii intermediare. Pot exista mai multe trasee intre o sursă şi o destinaţie, pentru care este necesară implementarea unor algoritmi specializaţi de dirijare.
2	Accesul la mediu	Alocarea statică	Fiecărei staţii sau fiecărui modul i se alocă **o cuantă de timp** (în cazul *TDMA - Time Division Multiple Access*) sau **o bandă de frecvenţă** (*FDMA - Frequency Division Multiple Access*). Această alocare este statică, în sensul că dacă jumătate din staţii nu transmit, cuantele alocate lor nu sunt reutilizate.

2	Accesul la mediu (continuare)	Alocarea dinamică	Se alocă **pe rând o cuantă de timp** staţiilor care vor să transmită. De exemplu, în cazul tehnologiilor de tip *TokenRing*, există o secvenţă de biţi, numit **jeton**. Acest jeton permite staţiei care îl deţine să transmită ce vrea. După ce a terminat de transmis, dă drumul la jeton care se „plimbă" pe reţea până ajunge la următoarea staţie.
		Alocarea aleatoare	Fiecare staţie procedează astfel: **ascultă** să vadă dacă nu cumva altă staţie transmite în acel moment. Dacă da, **aşteaptă** până când nu mai transmite nimeni. După ce aude că e „linişte", **se apucă de transmis.** Fiecare staţie procedează exact la fel, toate au **drept egal** de a începe transmisia. Există riscul că două staţii să asculte simultan şi când nimeni nu mai transmite, să înceapă ambele transmisia în acelaşi timp. În acest caz, mesajele celor două staţii se „ciocnesc" pe fir, dând naştere unei **coliziuni.**
3	Mărimea reţelelor	Reţele foarte restrânse	*VLAN* (*Virtual Local Area Network*) - reprezintă gruparea unor echipamente de reţea **după criterii logice** şi nu după topografia fizică, precum în cazul unui *LAN* obişnuit.
		Reţelele locale	*LAN* (*Local Area Network*) - componentele unei astfel de reţele sunt situate la **distanţe relativ mici** (de la câţiva metrii până la 5 km), amplasate într-o clădire sau un grup de clădiri învecinate. Reţelele locale sunt proiectate să realizeze următoarele lucruri: să permită

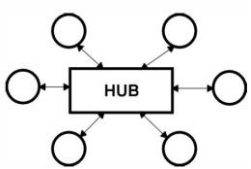
3	Mărimea reţelelor (continuare)		unui număr de utilizatori să acceseze media cu lăţime de banda mare; să furnizeze conectivitate permanentă la serviciile locale; să conecteze echipamente de reţea adiacente.
		Reţelele metropolitane	*MAN* (*Metropolitan Area Network*) - sunt reţele care acoperă aria **unui mare oraş** (metropolă) fiind folosite pentru conectarea *LAN*-urilor. Distanţele acoperite pot ajunge până la 75 km. În funcţie de arhitectura reţelei, viteza de transmisie poate fi mai mare pe distanţe mai mici. Acest tip de reţele este foarte asemănător cu categoria *WAN*.
		Reţelele largi	*WAN* (*Wide Area Network*) – acoperă **distanţe foarte mari**, deseori o ţară sau un continent, şi asigură utilizarea în comun a resurselor de calcul ale unor sisteme foarte complexe de către utilizatori. Este necesar ca informaţia să se transmită rapid şi eficient la diferite locaţii geografice: de exemplu Moldova cu Statele Unite. Această reţea aparţine de obicei unei companii de telefonie sau unui furnizor de servicii Internet (*ISP - Internet Service Provider*). Clienţii se conectează la această mare reţea folosind echipamente speciale şi plătind o taxă lunară *ISP*-ului. *WAN* folosesc protocoale şi tehnologii diferite decât *LAN*. Câteva dintre acestea sunt: *WAN modems*; *ISDN* (*Integrated Services Digital Network*); *DSL* (*Digital Subscriber*

			Line); *Frame relay*; *ATM* (*Asynchronous Transfer Mode*); *Carrier Series T* (*US*) şi *Carrier Series E* (*Europe*): *T1, E1, T3, E3*; *SONET* (*Synchronous Optical Network*) etc.
4	Modul de interacţiune al sistemului de operare	Bazate pe server (tehnologia *client-server*)	- Se bazează pe trimiterea, de către clienţi, a unei cereri prin care solicită unuia sau mai multor sisteme din reţea anumite informaţii. Un sistem care furnizează un serviciu de reţea se numeşte **server**. - Funcţiile principale ale unui sistem sunt: **administrarea şi procesarea datelor, prezentarea datelor către utilizator**. - Printre avantajele **tehnologiei *client-server*** se poate evidenţia reducerea costurilor prin partajarea resurselor, administrarea simplificată, bazată pe centralizare, scalabilitate.
		Egal-la-egal (*peer-to-peer*)	Tratează clienţii în mod egal. Oricare două echipamente configurate corespunzător au capacitatea de a solicita sau de a oferi servicii.

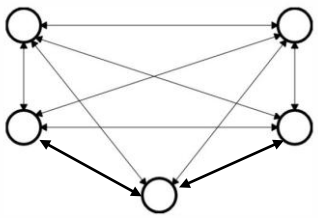
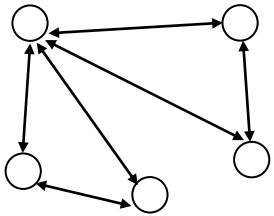
Tabelul 1.2. Tipurile de topologii şi descrierea lor succintă

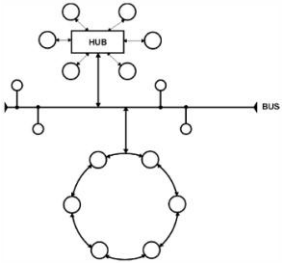
Nr.	Topologie	Descrierea
1	**Topologia *BUS* (magistrală)** 	Această arhitectură presupune existenţa unui **mediu fizic comun de comunicaţie**. Din acest motiv la un moment dat un singur nod poate transmite prin intermediul mediului partajat. *Atenţie*: Topologia *BUS* - necesită algoritmi şi dispozitive de arbitrare a accesului la mediul fizic comun. *Avantaje*: Resurse utilizate foarte puţine - o singură interfaţă *per nod*, un singur mediu fizic de transport. *Dezavantaje*: Fiabilitate scăzută - o defecţiune apărută la nivelul mediului fizic duce la căderea întregii reţele.
2	**Topologia *RING* (inel)** 	Se dezvoltă din structura *BUS*, fiind construită tot **în jurul unei resurse comune** (mediul fizic de comunicaţie), dar are o fiabilitate mai mare, deoarece la apariţia unei defecţiuni la nivelul mediului fizic partajat nu se va invalida întreg sistemul pentru că există totdeauna o rută (cale) alternativă de comunicare. Ambele arhitecturi *BUS* şi *RING* au în general o rată de transmisie a datelor cuprinsă în intervalul *1...10 Mbps*[2] (vezi Anexa 4), relativ mică.

[2] 1..10 megabiţi per second. Atunci când discutăm despre viteze de transmisie ale unor anumite tehnologii de

		Acestea se aplică la conectarea sistemelor de calcul în structuri mici (birouri). *Avantajul* constă în aceea că durata transmisiei unui mesaj între două puncte ale reţelei poate fi exact determinat. *Dezavantajul* constă în faptul că defectarea unei staţii atrage „căderea" întregii reţele.
3	**Topologia *STAR* (stea)**  	Fiabilitatea sistemului este dată de **fiabilitatea elementului central.** Defectarea unui nod sau a conexiunii aferente acestuia nu influenţează asupra funcţionalităţii reţelei. ***HUB*-**ul mai poate executa şi alte funcţii. Ele pot fi inteligente sau pasive, pot avea funcţii în formarea semnalelor sau în filtrarea zgomotelor etc. *Avantajele* topologiei - în rapiditatea transmisiilor şi fiabilitate în funcţionare *Dezavantajul* principal îl constituie complicarea construcţiei *hard* a *host*-computerului, la care trebuiesc cuplate fizic zeci sau chiar sute de staţii. De aceea, în practică staţiile de lucru sunt legate în stea la un echipament intermediar, numit *HUB* de reţea, iar acesta asigură conexiunea cu calculatorul central.

nivel 2, sau de viteze maxime pe care le suportă anumite tipuri de cablu, în general viteze la nivel 1 şi 2, discutăm în biţi sau megabiţi, dar nici într-un caz în *bytes*. Atunci când discutăm despre viteze raportate de aplicaţii (*browser, client FTP*, etc.), în general viteze la niveluri *OSI* superioare, discutăm în *bytes* sau octeţi. Există o convenţie conform căreia notaţia „*bps*" se referă la biţi, iar „*Bps*" la *bytes* [5].

4	**Topologia *MESH* (plasă)**  a) completă  b) incompletă	Această topologie presupune existenţa unei **conexiuni între nodurile din reţea (**completă - oricare două noduri, plasă – doar unele noduri). Este o structură ideală pentru cazul reţelelor locale. Introducerea unui nod nou în reţea se reflectă asupra tuturor nodurilor existente deoarece presupune apariţia la fiecare în parte a unei interfeţe şi a unei conexiuni fizice. *Avantaje:* 1) Un nod poate transmite oricând, el nefiind condiţionat de starea de activităţi a celorlalte noduri. Deci structura este caracterizată de disponibilitate maximă. 2) Fiabilitate maximă - nefuncţionarea unui nod sau a unei conexiuni nu influenţează asupra funcţionării globale a reţelei. *Dezavantaje***:** 1) Conexiunile nu sunt folosite optim. Rata lor de ocupare este minimă. 2) Consum maxim de resurse fizice (interfeţe, conexiuni etc.), deci in această situaţie vom avea costurile maxime. *Utilizare*: În general această topologie este utilizată în reţelele metropolitane, unde un nod este reprezentat de o structură *LAN - WAN - LAN*. In această situaţie costurile implicate de constituirea structurii sunt mici în comparaţie cu avantajul disponibilităţii canalului de comunicaţie.

5	**Topologia mixtă (hibridă)** 	Este cea mai larg întâlnită în structurile reale şi presupune **interconectarea mai multor structuri cu topologii de bază diferite**. Într-o asemenea situaţie se realizează o pondere a avantajelor şi dezavantajelor fiecărei topologii astfel încât să realizăm un optimum pentru o structură dată.
6	**Topologia arborescentă (*tree*)**	Este o **structură mixtă** dar este dezvoltată pe acelaşi principiu ca arhitectura *STAR*. Diferenţa este ca din punct de vedere ierarhic, elementul central al unei structuri stea poate fi privit ca nod în cadrul unei structuri de reţea stea de nivel ierarhic superior. Totuşi aceste structuri nu se pot cascada la infinit (o structură de reţea arborescentă nu poate avea un număr foarte mare de structuri ierarhic inferioare).

1.3. Topologii ale reţelelor de calculatoare

Prin topologia reţelelor vom înţelege **modul de conectare al nodurilor** ce comunică între ele.

În funcţie de necesităţile de comunicare şi de cerinţele impuse, s-au dezvoltat mai multe topologii de reţea. Topologia unei reţele se referă la structura acesteia, la modul de aşezare al nodurilor reţelei, precum şi la logica prin care acestea comunică. Nodurile pot fi calculatoare independente sau structuri *LAN* - *WAN*.

Topologiile se pot împărţi în două categorii: **topologii fizice şi topologii logice**. Cele **fizice** tratează aspectul spaţial şi organizarea fizică a staţiilor din reţea şi a cablurilor, pe când cele **logice** se referă la modul în care se realizează comunicarea în reţea.

Dintre tipurile de topologii existente, menţionăm: plasă (*mesh)*, magistrală (*bus*), inel, stea, mixtă (hibridă), arborescentă, etc. Acestea se referă atât la topologiile fizice, cât şi la cele logice.

În Tabelul 1.2 sunt descrise succint tipurile de topologii.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Enumeraţi tipuri de topologii ale reţelelor.
2) Explicaţi deosebirea dintre topologii fizice şi topologii logice.
3) Numiţi avantajele şi dezavantajele diferitor tipuri de topologii.

1.4. Protocoale de comunicaţie în reţea

Un protocol într-o reţea de telecomunicaţii este o **descriere formală a regulilor şi convenţiilor** care stau la baza comunicării între dispozitivele ataşate la reţea. Protocolul determină **formatul sau structura mesajului**, **metodele** prin care dispozitivele din reţea schimbă informaţii privitoare la căile către alte reţele, temporizarea, **ordinea şi controlul erorilor** în comunicaţiile de date, **iniţierea şi finalizarea** sesiunii pentru transferul de date şi altele.

Cu alte cuvinte, protocolul reprezintă **un set de reguli** ce se referă la ceva concret (de exemplu, modul de funcţionare a *mail*-ul, paginile de *web* etc). Fără protocoale calculatoarele nu ar putea construi sau reconstrui în formatul original şirul de biţi (mesajul) transmis de la un alt calculator [12].

Protocoalele controlează toate aspectele comunicaţiilor de date, incluzând: Cum e construită fizic reţeaua? Cum sunt conectate între ele calculatoarele din reţea? Cum sunt formatate datele pentru transmitere? Cum sunt trimise datele? Ce se întâmplă când apar erori şi cum se pot corecta erorile?

Aceste reguli sunt sau au fost create şi dezvoltate permanent de diferite organizaţii şi comitete internaţionale. Printre acestea figurează *Institute of Electrical and Electronic Engineers* (*IEEE*), *American National Standards Institute* (*ANSI*), *Telecommunications Industry Association* (*TIA*), *Electronic Industries Alliance* (*EIA*) şi *International Telecommunications Union* (*ITU*)[3] [7].

---

[3] Pentru exemplificarea acestui proces se propune o istorie a apariţiei protocoalelor Internet. În perioada 1960 – 1970, *Advanced Research Projects Agengy* (*ARPA*) *of Department of Defense* (*DOD*) a sponsorizat dezvoltarea şi realizarea ***ARPANET***. *ARPANET* - include centre de cercetare, civile, militare şi universităţi, şi a fost creată să realizeze proiecte privind cercetarea militară şi din domeniul ştiinţei calculatoarelor. În prezent *ARPA* este numită *DARPA* cu litera D în faţă care vine de la *Defence*. În 1984 *DOD* a divizat *ARPANET* în două reţele: *ARPANET* pentru cercetări experimentale şi *MILNET* pentru domeniul militar. Reţeaua *ARPANET* consta din aproximativ 50 de calculatoare, care au fost legate între ele prin linii telefonice cu capacitatea de transmisie de *57.6 Kbps*. Calculatoarele de tip staţie (*host*) şi *gateway*-le din *ARPANET* au fost conectate la aceste 15 calculatoare. În 1980 a fost dezvoltată pentru *ARPANET* o nouă familie de protocoale, denumită ***DARP* Internet** şi în general este referit ca ***TCP/IP*** (*Transmission Control Protocol/Internet Protocol*). În 1987 *NSF* (*the National Science Fundation*) a fondat o reţea care conecta şase centre cu calculatoare.

De exemplu, în cazul Internetului, un protocol de comunicaţie reprezintă un set de reguli, pe care două dispozitive trebuie să le respecte atunci când comunică (transmit date) între ele. Întreaga suită de protocoale Internet poartă denumirea de familia de protocoale *TCP/IP*. Folosind aceste protocoale, mesajele de control sunt generate şi procesate de *software*-ul de reţea, fără implicarea utilizatorului.

În Anexa 1 sunt prezentate unele protocoale de bază, care asigură transmiterea corectă a informaţiilor prin reţele de calculatoare.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Cum puteți explica necesitatea protocoalelor?
2) Enumeraţi funcţiile protocoalelor.

1.5. Modelul de referinţă *ISO-OSI*

În lumea reţelelor de calculatoare există foarte multe standarde, care impun anumite cerinţe şi restricţii funcţionale.

Standardul este un **document care stabileşte anumite reguli** despre desfăşurarea unei activităţi, sau nivelul de calitate a unui produs, sau impune unele cerinţe obligatorii pe care un anumit produs trebuie să le îndeplinească. Aceste norme se referă la **aspectele funcţionale**, şi nu la cele tehnologice.

În cazul, când vrem să standardizăm o transmisie de date între două calculatoare, această transmisie este un lucru complex şi nu poate fi tratată în cadrul unui singur protocol. Deaceia s-a intervenit la noţiunea de **stivă de protocoale**. Problema principală a fost împărţirea unei transmisii de date de la o staţie la alta în mai multe niveluri independente. Astfel, o **stivă de protocoale reprezintă o stivă de mai multe niveluri prin care trec datele** în cadrul unei transmisii de date [13].

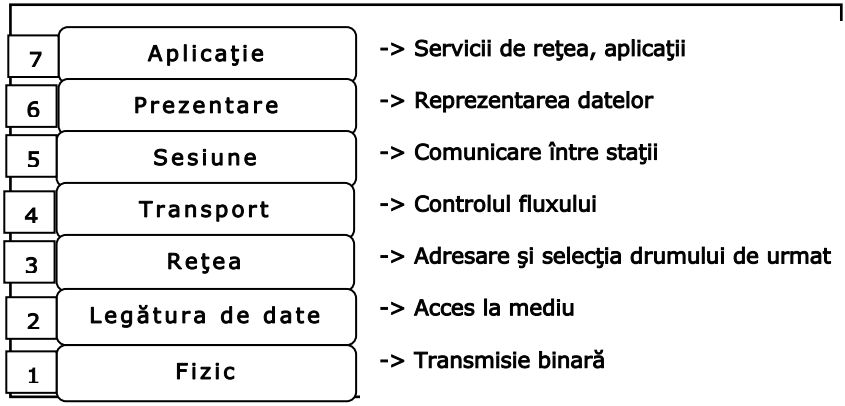


Fig. 1.2. Modelul *ISO-OSI*

Avantajele acestui gen de model sunt**:**

* Sparge comunicaţia în reţea, precum şi complexitatea acesteia şi numeroasele aspecte implicate în părţi mai mici, care pot fi studiate individual şi tratate separat;

* Standardizează componentele de reţea pentru a putea face posibilă dezvoltarea în sistem de concurenţă a dispozitivelor; astfel este stimulată şi activitatea de cercetare;

* Permite diferitelor tipuri de *hardware* şi *software* de reţea să comunice între ele;

* Modularitatea împiedică ca schimbările dintr-un nivel să producă modificări în alte niveluri; fiecare nivel este separat şi se poate dezvolta independent;

* Împarte problemele comunicării în reţea în părţi mai mici, pentru a putea fi înţelese şi explicate mai uşor;

* Permite existenţa unor dispozitive de interconectare mai ieftine şi mai eficiente, care nu cunosc decât protocoalele de pe câteva niveluri.

Organizaţia Internaţională de Standardizare (*ISO*) - una din cele mai importante organizaţii de standardizare - a studiat diferite tipuri de reţele existente în acea vreme (*DECnet, SNA, TCP/IP*) şi a propus în a. 1984 un model de referinţă numit ***OSI - Open System Interconnection***.

Deşi *OSI* nu este singurul model existent, este cel mai folosit în învăţământ, pentru că ilustrează cel mai bine separarea între niveluri şi împărţirea comunicaţiei în bucăţele mai mici, mai uşor de definit şi în consecinţă mai uşor de dezvoltat. *OSI* este un model teoretic structurat pe şapte niveluri: **Aplicaţie, Prezentare, Sesiune, Transport, Reţea, Legătură de date şi Fizic** (vezi Fig. 1.2) Fiecare dintre acestea ilustrând o funcţie particulară a reţelei. Separarea între funcţiile reţelei este denumită **nivelare** (*layering*).

Modelul *OSI* este un model de **arhitectură de reţea** şi nu specifică serviciile şi protocoalele utilizate la fiecare nivel. Fiecare nivel al modelului *OSI* are un set predeterminat de funcţii pe care le realizează pentru a duce la bun sfârşit comunicarea.

În continuare vom analiza succint nivelurile modelului *OSI*:

1.5.1. Nivelul 7: **Aplicaţie (*Application Layer*).** Nivelul Aplicaţie este situat cel mai aproape de utilizator şi oferă servicii de reţea aplicaţiilor utilizator. Diferă de celelalte niveluri *OSI* prin faptul că nu oferă servicii nici unui alt nivel, ci numai unor aplicaţii ce sunt situate în afara modelului *OSI* [11].

Nivelul Aplicaţie stabileşte **disponibilitatea unui calculator cu care se doreşte iniţierea unei conexiuni,** stabileşte procedurile ce vor fi urmate în cazul unor erori şi verifică integritatea datelor. De asemenea identifică dacă există suficiente resurse pentru a sprijini comunicaţia între parteneri. Exemple de astfel de aplicaţii sunt **editoare de texte, utilitare de calcul tabelar, terminale bancare,** etc.

Pentru a fi mai uşor să vă amintiţi despre acest nivel, gândiţi-vă la ***browsere* de *web*** folosit de programele de navigare (*browsere*) [11].

Acestui nivel îi **corespunde protocoalele**: terminale virtuale - *Telnet*; transfer de fişiere - *FTP* (*File Transfer Protocol*); poşta electronică - *SMTP* (*Simple Mail Transfer Protocol*); *POP* (*Post Office Protocol*); Aplicaţii *web* (prezentare, baze de date etc.) cu *HTTP* (*Hyper Text Transfer Protocol*); Administrare şi monitorizare - *SNMP* (*Simple Network Management Protocol*) [9, 10] (vezi Anexa 1).

1.5.2. Nivelul 6: Prezentare (*Presentation Layer*) - se ocupă de **sintaxa şi semantica informaţiilor transmise** între aplicaţii sau utilizatori. Nivelul Prezentare asigură ca informaţia transmisă de nivelul Aplicaţie al unui sistem poate fi **citită şi interpretată** de către nivelul Aplicaţie al sistemului cu care acesta comunică. Dacă este necesar, nivelul Prezentare face **traducerea între diverse formate** de reprezentare, prin intermediul unui format comun. Tot nivelul Prezentare este responsabil cu eventuala compresie/decompresie şi criptare/decriptare a datelor.

Pentru a reţine nivelul Prezentare, gândiţi-vă la reprezentare şi la formatul comun al datelor [11].

Protocoalele utilizate: *XDR* (*eXternal Data Representation*), *ASN*.1 (*Abstract Syntax Notation 1*), *SMB* (*Server message block*), *AFP* (*Apple Filing Protocol*), *NCP* (*Network Control Protocol*) (vezi Anexa 1) [15, 16].

1.5.3. Nivelul 5: Sesiune (*Session Layer*). Prin sesiune se înţelege **dialogul între două sau mai multe entităţi**. Nivelul Sesiune se ocupă cu **stabilirea, menţinerea, gestionarea şi terminarea sesiunilor** în comunicarea dintre două staţii. Acest nivel asigură **expedierea datelor**, clase de servicii şi raportarea erorilor. Nivelul Sesiune oferă servicii nivelului Prezentare, realizează sincronizarea între nivelurile Prezentare ale două staţii şi gestionează schimbul de

date între acestea. În plus faţă de regularizarea sesiunilor, nivelul Sesiune oferă bazele pentru transferul eficient de date, pentru clase de servicii, pentru raportarea excepţiilor nivelurilor sesiune, prezentare şi aplicaţie. Acest mecanism este strâns legat cu noţiunea de port.

Dacă doriţi să reţineţi **nivelul Sesiune**, gândiţi-vă la dialog şi la conversaţii [11].

Protocoalele utilizate: *TLS* (*Transport Layer Security*), *SSH* (*Secure shell*), *RPC* (*Remote Procedure Cal*), *ASP* (*Apple Talk Session Protocol*), *NCP* (*Network Core Protocol*), *NFS* (*Network File System*) (vezi Anexa 1) [15, 16].

1.5.4. Nivelul 4: Transport (*Transport Layer*) - oferă **controlul fluxului de date**, **tratarea erorilor** şi este implicat in transmiterea şi recepţionarea pachetelor informaţionale fără erori, fără pierderi sau duplicări şi într-o ordine definita. Nivelul se ocupă de **împachetarea mesajelor, prin fragmentarea celor mari si gruparea celor mici** în scopul unei transmisii cât mai eficiente, **despachetarea datelor** la recepţie, reasamblarea mesajelor originale şi trimiterea mesajelor de **confirmarea recepţiei**. Oferă totodată suport nivelului Sesiune.

Nivelul Transport **segmentează datele** în sistemul sursă şi le **reasamblează** la destinaţie. Limita dintre nivelul Transport şi nivelul Sesiune poate fi văzută ca graniţa între protocoale aplicaţie şi protocoale de transfer de date. În timp ce nivelurile Aplicaţie, Prezentare şi Sesiune se preocupă cu probleme legate de aplicaţii, cele patru niveluri inferioare se ocupă cu probleme legate de transportul datelor. Nivelul Transport încearcă să ofere un serviciu de transport de date care să **izoleze nivelurile superioare** de orice specificităţii legate de modul în care este executat transportul datelor. Mai specific, **probleme de siguranţă** (*reliability*) sunt responsabilitatea nivelului Transport. În cadrul oferirii de servicii de comunicare, nivelul Transport iniţiază, gestionează şi închide **circuitele virtuale**.

Sarcina principală a nivelului Transport este aceea de refacere a fluxului de date (*flow control*) la destinaţie, deoarece un **pachet poate fi segmentat în mesaje mai mici**, cu rute diferite prin reţeaua de comunicaţii. Pentru a fi obţinută o comunicaţie sigură, servicii de detectare şi recuperare din erori sunt oferite tot la acest nivel.

Dacă doriţi să reţineţi **nivelul Transport** în cât mai puţine cuvinte, gândiţi-vă la *flow control*, la calitatea serviciilor şi la siguranţă [11].

Protocoalele utilizate *TCP* (*Transmission Control Protocol*), *UDP* (*User Datagram Protocol*), *RTP* (*Real-time Transport Protocol*), *SCTP* (*Stream Control Transmission Protocol*), *SPX* (*Sequenced Packet Exchange*) (vezi Anexa 1) [15, 16].

1.5.5. Nivelul 3: Reţea (*NetworkLayer*) - se ocupă de **controlul funcţionării subreţelei şi de transferul informaţiei organizate în pachete de date** între sursă şi destinaţie. Acesta este nivelul **cel mai important în cadrul Internetului,** asigurând posibilitatea interconectării diferitelor reţele. Tot la acest nivel se realizează **adresarea logică** a tuturor nodurilor din Internet.

Funcţia principală a acestui nivel constă în **dirijarea pachetelor între oricare două noduri de reţea**. Cu alte cuvinte, nivelul Reţea realizează „rutarea" (direcţionarea) pachetelor de date prin infrastructura de comunicaţii. Această operaţie fiind efectuată la nivelul fiecărui nod de comunicaţie intermediar. Nivelul Reţea asigură interfaţa între furnizorul de servicii şi utilizator, serviciile oferite fiind independente de tehnologia subreţelei de comunicaţie. Acest nivel oferă două categorii de servicii de transport: orientate pe conexiuni şi fără conexiuni[4]. La nivelul Reţea operează **ruterele**, dispozitivele cele mai importante în orice reţea de foarte mari dimensiuni.

[4] Termenul „fără conexiuni" înseamnă că atunci când o aplicaţie foloseşte *IPX* (*Internetwork Packet eXchange*) pentru a comunica cu alte aplicaţii din

Dacă doriţi să reţineţi **nivelul Reţea** în cât mai puţine cuvinte, gândiţi-vă la **selecţia drumului, rutare şi *IP*-uri** [11].

Protocoalele utilizate: *IP* (*Internet Protocol*), *ICMP* (*Internet Control Message Protocol*), *IGMP* (*Internet group management protocol*), *BGP* (*Border Gateway Protocol*), *EIGRP* (*Enhanced Interior Gateway Routing Protocol*), *ARP* (*Address Resolution Protocol*), *RARP* (*Reverse Address Resolution Protocol*), *X*.25 (*Packet Switching*) (vezi Anexa 1) [15, 16].

1.5.6. Nivelul 2: Legătură de date (*Data-Link Layer*) - gestionează transmisia **biţilor de date, organizaţi in cadre**, fără erori nedetectate, relativ la o anumită linie de transmisie.

Cadru de date reprezintă o structură logică, în care poate fi plasate (împachetate) date de transportat. Aceste secvente sunt marcate de **delimitatori de început/sfârşit**, delimitatorii care definesc astfel cadrul. Schimbul de cadre între sursă şi destinatar presupune trimiterea secvenţială a acestora urmată de cadre de confirmare a recepţiei.

Principalele atribuţii ale acestui nivel este **controlul erorilor, controlul fluxului informaţional** (*flow control*) şi **gestiunea legăturii**. Acest lucru presupune în cazul în care avem o conexiune *share-media* (în care mediul de transmisie este accesibil tuturor simultan şi este împărţit între staţii), detecţia şi corecţia cazurilor în care două staţii încearcă să transmită simultan (aşa-numitele coliziuni). Nivelul Fizic nu poate realiza acest lucru, deoarece nu putem vorbi despre nici un fel de date, ci numai despre biţi şi, mai exact, despre reprezentarea fizică a acestora (niveluri de tensiune, intensitatea luminii etc.). Pentru a realiza acest lucru, nivelul Legătură de date se ocupă cu **adresarea fizică, topologia reţelei, accesul la reţea**.

---

cadrul reţelei, între cele două aplicaţii nu se stabileşte nici o conexiune la nivelul „Legătură de date” (*OSI*, nivel 2).

Dacă doriţi să vă amintiţi **nivelul doi** în cât mai puţine cuvinte, gândiţi-vă la **cadre şi la controlul accesului la mediu** [11].

Nivelul 2 este împărţit în două subniveluri: ***LLC* şi *MAC*** - cu roluri diferite: **Subnivelul *LLC* (*Logical Link Control*)** - asigură **comunicarea** între nivelul Legătură de date şi nivelul Reţea. Acest subnivel este independent de tehnologie şi oferă funcţii ce sunt aceleaşi pentru orice variaţii ale nivelului Fizic şi ale subnivelului MAC.

Subnivelul *MAC* (*Media Acces Control*) - asigură **accesul ordonat la reţea**, controlează accesul şi delimitează cadrele, detectează erorile şi recunoaşte adresele, fiind inferior subnivelului *LLC*. ***MAC*** comunică direct cu interfata de reţea şi este responsabil pentru transportul fără erori al datelor intre două echipamente[5]. Acest subnivel este dependent de tehnologia *LAN* care este implementată[6].

Adresele *MAC* sunt asignate unic pe fiecare placă de reţea[7] şi nu pe fiecare calculator. Astfel, dacă unui calculator i se schimbă placa de reţea, adresa acestuia de *MAC* se va modifica. Adresele *MAC* nu pot fi modificate şi vor rămâne aceleaşi dacă calculatorul este mutat dintr-o reţea în alta.

Protocoalele utilizate *Ethernet*, *Token ring*, *FR* (*Frame relay)*, *ISDN* (*Integrated Services Digital Network*), *ATM* (*Asynchronous Transfer Mode*), *IEEE* 802.11 (*Wi-Fi*), *FDDI* (*Fiber Distributed Data Interface*), *ARP* (*Address Resolution Protocol*) (vezi Anexa 1) [15, 16].

---

[5] De exemplu, două staţii nu pot transmite în acelaşi timp, încercările de a transmite simultan sunt detectate în cadrul reţelelor de tip *broadcast*. În acest caz se realizează identificarea unui nod destinaţie şi se introduc delimitatorii necesari pentru separarea cadrelor, iar la recepţie, aceşti delimitatori se recunosc şi reconstituie cadrele.

[6] În cazul *Ethernet*-ului, este necesar un mecanism de detecţie a coliziunilor, iar în cazul *Token Ring* acest lucru nu mai este necesar.

[7] Un dispozitiv periferic care permite unui calculator să comunice cu alte dispozitive în reţea.

1.5.7. Nivelul 1: Fizic (*Physical Layer*) - defineşte specificaţiile **electrice, mecanice, procedurale şi funcţionale** pentru activarea, menţinerea şi dezactivarea legăturilor fizice între sisteme. În această categorie de caracteristici se încadrează **nivelurile de tensiune**, ***timing***-ul schimbărilor acestor niveluri, **ratele** de transfer fizice, **distanţele** maxime la care se poate transmite şi alte atribute similare care sunt definite de specificaţiile fizice: **fire de cupru, fibre optice, emiţătoare**, **receptoare** ce sunt folosite pentru a transmite date. Aceste date sunt de fapt ***mail*-uri, filme, *mp3*-uri, poze, fişiere text.** Datele sunt convertite în *biţi* care sunt transmişi prin aceste medii fizice. Fiecare dintre ele este definit de **lărgimea sa de bandă, întârziere, cost şi uşurinţa de instalare şi de întreţinere**.

Dacă doriţi să reţineţi **nivelul Fizic** în cât mai puţine cuvinte, gândiţi-vă la **semnale şi la mediu de transfer** [11].

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Definiţi noţiune de Standart.
2) Explicaţi cauzele elaborării modelului *ISO-OSI*.
3) Avantajul acestui gen de model.
4) Caracterizaţi nivelurile modelului *ISO-OSI*.

1.6. Modelul de referinţă *TCP/IP*

Deşi modelul *OSI* este general recunoscut, standardul istoric şi tehnic pentru Internet este *TCP/IP* (*Transmission Control Protocol*/ *Internet Protocol*). Modelul *TCP/IP* a fost creat de *US DoD* (*US Department of Defence* - Ministerul Apărării Naţionale al Statelor Unite) din necesitatea unei reţele care ar putea supravieţui în orice condiţii [17].

Nivelurile modelului *TCP/IP* :

Modelul TCP/IP are patru niveluri: **Aplicaţie**, **Transport**, **Reţea** (sau Internet) şi **Acces la reţea** (vezi Fig. 1.3).

Nivelul 4: Aplicaţie - nu este identic cu cel din modelul *ISO-OSI*, dimpotrivă, include ultimele trei niveluri superioare din stiva *ISO-OSI*. Acestea au fost comasate pentru a putea fi tratate la un loc toate problemele legate de protocoale de nivel înalt, fie de **reprezentare, codificare sau control al dialogului**.

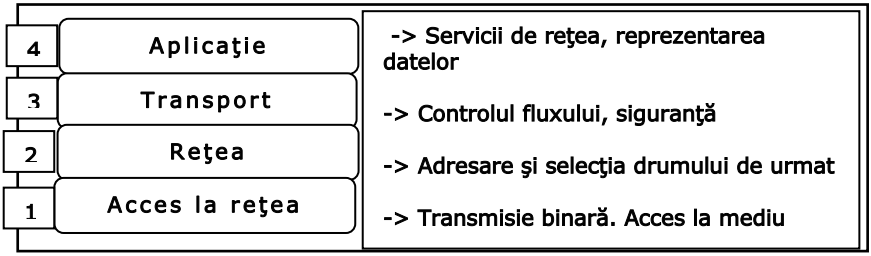


Fig. 1.3. Modelul *TCP/IP* [5]

Nivelul 3: Transport - este identic cu cel din modelul *ISO-OSI*, ocupându-se cu probleme legate de **siguranţă, control al fluxului şi corecţie de erori**.

Nivelul 2: Reţea. Scopul nivelului Reţea (Internet) este de a asigura **transmiterea pachetelor** de la orice sursă din reţea şi **livrarea** lor către o destinaţie independent de calea şi reţelele pe care le-a străbătut pentru a ajunge la destinator. **Determinarea drumului optim** şi comutarea pachetelor au loc la acest nivel.

Nivelul 1: Acces la reţea - se ocupă cu toate problemele legate de **transmiterea efectivă a unui pachet** *IP* pe o legătură fizică, incluzând şi aspectele legate de tehnologii şi de medii de transmisie, adică nivelurile **Legătură de date şi Fizic**.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Explicaţi necesitatea elaborării modelului *TCP/IP*.
2) Avantajul acestui gen de model.
3) Caracterizaţi nivelurile modelului *TCP/IP*.

1.7. Comparaţia modelelor *ISO-OSI* şi *TCP/IP*

Deşi atât *ISO-OSI* cât şi *TCP/IP* modelează acelaşi lucru, şi anume procesul de comunicare între două entităţi, apare o întrebare: care din ele este mai bun? Cu acest scop evidenţiem deosebirile fiecărui model (vezi Fig. 1.4) [18].

Primă **deosebire** constă în aceea că *ISO-OSI* permite explicarea oricărui proces de comunicare, în timp ce *TCP/IP*-ul reuşeşte să modeleze perfect numai procesul de comunicare folosit în Internet.

1. O asemănare între cele două modele o reprezintă faptul că ambele conţin o stivă de niveluri care sunt legate între ele prin noţiunea de serviciu, interfaţă şi protocol.

Dacă *ISO-OSI* reuşeşte să facă o **distincţie clară** între aceste trei elemente, pentru *TCP/IP* ele nu reprezintă deloc un element vital.

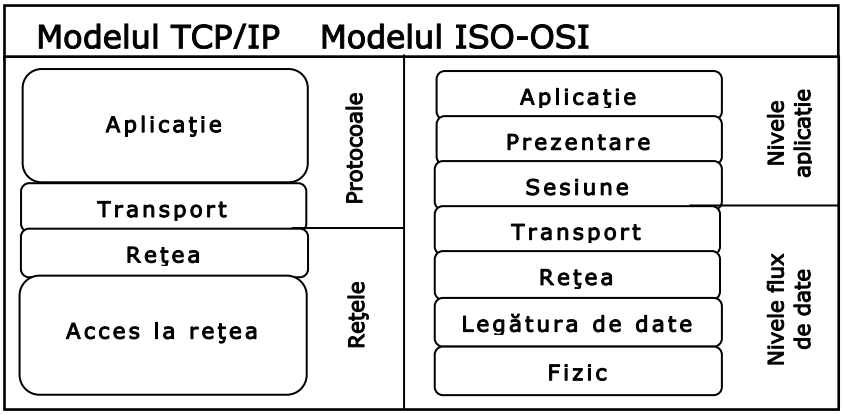


Fig. 1.4. Comparaţia modelelor *ISO-OSI* şi *TCP/IP*

2. Ambele modele au o răspândire largă. Modelul *ISO-OSI* permite **explicarea teoretică** a oricărui proces de comunicare, *TCP/IP*-ul joacă rolul de bază în reglarea **procesului referit la Internet**.

3. ***ISO-OSI*** - reprezintă un **model ideal**, deoarece ajută la realizarea unor paşi rapizi în evoluţia comunicării în plan teoretic. Pe de altă parte, ***TCP/IP*** se utilizează la descrierea unei **situaţii practice**.

4. Din **punct de vedere tehnic** o diferenţă evidentă dintre acele două modeluri o reprezintă faptul că nivelurile superioare prezente în *ISO-OSI* sunt **comasate** într-unul singur la *TCP/IP*. Acest lucru însă nu neagă existenţa unor niveluri ca Sesiune sau Prezentare, ci doar demonstrează că ele sunt specifice pentru diverse aplicaţii.

5. O altă deosebire de **ordin tehnic** care complică *ISO-OSI* e faptul că anumite operaţii, cum ar fi de exemplu verificările de integritate, sunt realizate de mai multe ori în cadrul unor niveluri diferite.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Comparaţi modelele *ISO-OSI* şi *TCP/IP*
2) Descrieți deosebirile și asemănările modelelor.

Întrebările pentru autoevaluare:

1. Ce reprezintă reţele de calculatoare?
2. Enumeraţi tipurile de reţea.
3. Descrieți componentele generale ale unei reţele
4. Daţi definiţia procesului de încapsulare
5. Clasificați şi caracterizați tipurile de reţele
6. Descrieți topologiile reţelelor de calculatoare
7. Enumeraţi protocoale de comunicaţie în reţea
8. Explicaţi modelul de referinţă *ISO-OSI*
9. Analizaţi succint nivelurile modelului *ISO-OSI*
10. Modelul de referinţă *TCP/IP*
11. Comparaţi modelele *ISO-OSI* şi *TCP/IP*.

Capitolul 2. Tehnici şi medii de transmisie la nivel Fizic

La baza tuturor reţelelor de calculatoare se află **nivelul Fizic**. Nivelul Fizic defineşte specificaţii **electrice, mecanice, procedurale şi funcţionale** pentru activarea, menţinerea şi dezactivarea legăturilor fizice între sisteme. Scopul principal al acestui nivel este de a **transmite o secvenţă de biţi** de la un calculator la altul utilizând diverse medii fizice. **Unitatea de date: *bit*-ul**.

2.1. Funcţiile definite în cadrul nivelului Fizic

Un standard de nivel Fizic defineşte 4 tipuri de caracteristici:

- **Mecanice** - forma şi dimensiunile conectorilor, numărul de pini;
- **Electrice** - modulaţia, debite (fluxuri) binare, codări, lungimi maxime ale canalelor de comunicaţie;
- **Funcţionale** - funcţia fiecărui pin;
- **Procedurale** - succesiunea procedurilor pentru activarea unui serviciu.

La nivelul Fizic se determină: cablaje şi mediul de transmisie, dispozitive de conectare la acestea, semnalele implicate în transmiterea/recepţia datelor, posibilitatea de a determina erorile de semnal la nivelul Fizic.

Nivelului Fizic nu are nici un mecanism pentru determinarea semnificaţiei biţilor pe care îi transmite sau îi primeşte, ci este preocupat exclusiv de **caracteristicile fizice ale tehnicilor de transmitere a semnalelor electrice şi/sau optice**.

2.1.1. Funcţiile de bază ale nivelului Fizic sunt [19, 20]:

1. Stabilirea tipului de transmitere şi recepţionare a şirurilor de biţi pe un canal de comunicaţii:

- **Transmisia asincronă**: semnalul de ceas al receptorului se **sincronizează pe semnalul de strat (de bază) transmis de emiţător**. Din această cauză, canalul de comunicaţie nu este utilizat eficient şi nu se pot obţine rate (cote) de transfer mari, de **maxim *115 Kbps***. Este frecvent utilizată pentru conectarea a două echipamente de reţea prin intermediul **cablurilor seriale sau a *modem*-urilor analogice**.

- **Transmisia sincronă**: şirurile de biţi se succed fără întrerupere, **fiecare echipament având nevoie de un semnal de sincronizare propriu**. De aceea, receptorul este mai complicat, însă se asigură o utilizare eficientă a canalului de comunicaţie şi se pot obţine **viteze mari de transfer (*2 Mbps*)**.

2. Definirea topologiilor de reţea şi în funcţie de topologie - **stabilirea tipului reţelei**:

- **Reţea *broadcast*** se stabileşte în cazul topologiilor de tip: **magistrală, stea, inel**. Pentru acest tip de reţea la acelaşi mediu de transmisiune pot fi ataşate mai multe echipamente de reţea, iar un **pachet de date transmis de o staţie este recepţionat de toate celelalte** (de exemplu, *Ethernet/Fast Ethernet, Token Ring*)

- **Reţele punct-la-punct** - în cazul topologiilor de tip: **stea, plasă.** Pentru acest tip de reţea la o conexiune fizică sunt ataşate numai două echipamente. Într-o reţea cu mai mult de două noduri, un pachet de date trebuie să tranziteze mai multe noduri intermediare pentru a ajunge la destinaţie.

3. Definirea tipurilor de medii de transmisiune: cablu coaxial, cablu *UTP*, fibră optică, linii de cupru etc.

4. Stabilirea modului de transmisie:

- ***simplex*** (un singur echipament poate transmite, iar corespondentul doar recepţionează);

- ***half-duplex*** (ambele echipamente pot să transmită şi să recepţioneze semnale, dar nu în acelaşi timp);

- ***full-duplex*** (ambele echipamente pot să transmită şi să recepţioneze semnale în acelaşi timp).

5. Definirea standardelor mecanice şi electrice ale interfeţelor seriale (*RS-232*, *V*.35, *G.703*) şi *LAN* (*BNC, AUI, RJ45*).

6. Codificarea şi decodificarea şirurilor de biţi. De-a lungul timpului au existat numeroase forme de transport al informaţiei. Fiecare dintre aceste metode avea o anumită formă de **codare a informaţiei**. Telefoanele, fax-urile, radio *AM* şi *FM*, toate folosesc propriul lor sistem de codare electronică a informaţiei.

7. Modularea şi demodularea semnalelor purtătoare (*modem*-uri). De exemplu, transmisia de date în sistemele fără fir se realizează folosind **o undă purtătoare ca bază de frecvenţă**, urmând ca aceasta să fie **modificată prin modulare** pentru a codifica datele. În acest caz

pentru o undă purtătoare există trei mărimi care pot fi modificate pentru modulare: **amplitudinea** (rezultă modulare în amplitudine, *AM*); **frecvenţa** (modulare în frecvenţă, *FM*); **faza** (modulare în fază, *PM*).

2.1.2. Subnivelurile nivelul Fizic. Nivelul Fizic se împarte în două subnivelurile [21]:

- *PLS – Physical Signaling Sublayer* (Subnivelul de Semnalizare Fizic);
- *PMA – Physical Medium Attachement* (Subnivelul de Ataşare la Mediul Fizic).

Subnivelul *PLS* este responsabil cu **codificarea datelor ce sunt plasate în jetoane de la nivelul *MAC*** la o staţie care transmite. Codificarea datelor impune transformarea biţilor în semnale electrice pentru transmisia jetoanelor mediului fizic propriu-zis. La staţia destinaţie *PLS* decodifică semnalele recepţionate şi le transformă din nou în biţi de date ce sunt plasaţi spre subnivelul MAC.

Subnivelul *PMA* oferă servicii subnivelului *PLS*, realizând funcţia de adaptare între subnivelul *PLS* şi mediul de transmisie propriu-zis şi defineşte caracteristicile unui mediu particular de transmisie.

Exemple de **protocoale**: *IEEE 802.3 Ethernet*, *IEEE 802.5 Token Ring*, *IEEE 802.11* (fără fir).

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Enumeraţi tipurile de caracteristici definit de către un standard de nivel Fizic.
2) Caracterizaţi funcţiile de bază ale nivelului Fizic.
3) Analizaţi subnivelurile nivelul Fizic.
4) Daţi noţiunea de unitatea de date la nivel Fizic.

2.2. Semnal şi zgomot în sistemele de comunicaţie

Un semnal constă din mai multe **impulsuri electrice sau luminoase** ce sunt transmise de la un echipament la altul folosind ca suport un anumit mediu de transmisie.

Din punct de vedere al modului de transmisie şi al suportului folosit, **semnalele se împart în trei mari categorii** [22, 23]:

- **semnale electrice** - reprezentate de impulsuri electrice ce folosesc ca suport pentru transmisie fire de cupru;

- **semnale optice** - convertesc semnalul electric primit în impulsuri luminoase pe care le transmit folosind o fibră optică;

- **semnale *wireless*** (fără fir) - unde radio, microunde.

Indiferent de suportul de transmisie folosit, **semnalele pot fi analogice sau digitale.**

2.2.1. Semnalele analogice (vezi Fig. 2.1) - sunt sunete pe care le auzim (**vocea umană, ciripit de păsări, sgomot** etc.). Atunci când le reprezentăm le observăm graficul, vedem că seamănă cu nişte valuri mai mult sau mai puţin simetrice. Cel mai simplu exemplu de semnal analogic este o sinusoidă. În cadrul unui semnal analogic nu există treceri bruşte de la o valoare la alta.

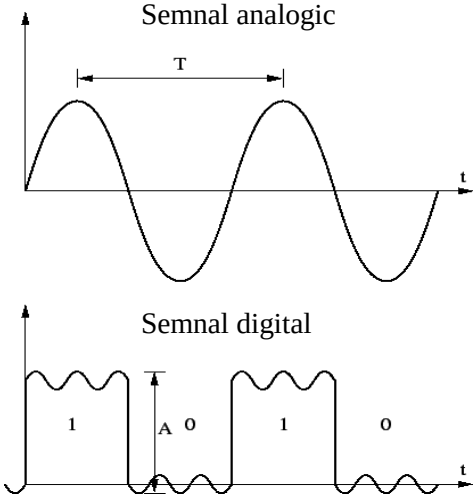


Fig. 2.1. Comparaţie între semnalele digitale şi analogice [5]

2.2.2. Semnalele digitale (vezi Fig. 2.1) - sunt cele folosite în tehnică şi au **la bază două valori logice, 0 şi 1**, care au fiecare câte o reprezentare în funcţie de modul în care sunt transmise. Impulsurile digitale (0 sau 1 logic) se numesc **biţi**.

Transmisia digitală este mai puţin afectată de zgomote. Tipurile de semnale cele mai folosite în reţele de calculatoare sunt în marea lor majoritate digitale. Există numeroase cazuri în care datorită interferenţelor prea mari se emite 0 şi se recepţionează 1 sau invers [24, 25].

2.2.3. Fenomene care pot influenţa calitatea semnalului:

În timpul transmisiei unui semnal apar diferite fenomene care pot influenţa calitatea semnalului: **Atenuarea, Reflexia, Zgomotul, *Crosstalk*-ul, Latenţa, Coliziunile**.

a) Atenuarea - se referă la reducerea puterii unui semnal şi este indiferent de tipul de semnal, analogic sau digital (vezi Fig. 2.2). Atenuarea afectează reţelele de calculatoare, limitează distanţa maximă şi din acest caz nu se va mai putea interpreta semnalul corect.

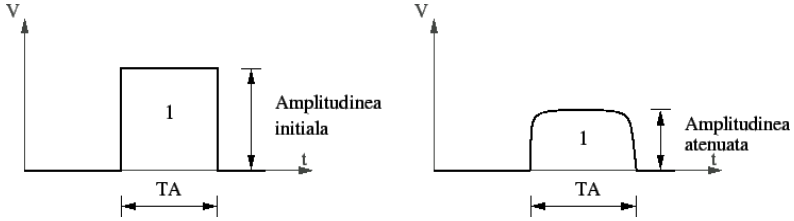


Fig. 2.2. Atenuarea semnalului [11]

Pentru transmisie la distanţe mai mari decât permite un tip de cablu, se folosesc anumite dispozitive, numite **repetoare**, care regenerează semnalul (din punct de vedere electric, optic sau *wireless*). Atenuarea afectează toate tipurile de medii de transmisie, însă are valori diferite pentru fiecare mediu în parte. Un semnal electric se atenuează mai repede transmis pe un fir de cupru decât un semnal optic pe o fibră optică.

Atenuarea în general se măsoară în decibeli (***dB***), iar atenuarea specifică unui anumit tip de cablu - în **decibeli/metru** sau **decibeli/kilometru**.

Fiecare tip de cablu are o atenuare specifică. Cu cât această atenuare specifică este mai mică, cu atât acel cablu este considerat mai bun. **Pentru determinarea distanţei** la care se poate „merge" cu transmisia se foloseşte formula:

$$\text{Distanţă maximă} = \frac{\text{aten. maxim permis de echipament} - \text{aten. introdus de conectori}}{\text{aten. specific mediului de transmisie}}$$

b) Reflexia - are loc atunci când un semnal întâlneşte o linie de separaţie între două medii. Atunci o parte din semnal se reflectă înapoi în mediul din care a venit şi o parte trece în mediul următor. În lumea reală, milioane de biţi sunt transmişi în fiecare secundă, iar această energie reflectată poate duce la multe transmisii nereuşite.

Reflexia poate avea loc şi în cazul **sistemelor optice**. Un semnal optic se reflectă ori de câte ori întâlneşte o discontinuitate în fibra de sticlă, ca de exemplu atunci când **ataşăm un conector**. De aceea este necesară o pregătire specială în cazul ataşării conectorilor de fibră optică, pentru a nu permite reflexia luminii înapoi în fibră.

c) Zgomotul (vezi Fig. 2.3) - este o cantitate de energie nedorită (**electrică, electro-magnetică sau radio**) care poate degrada calitatea semnalului transmis. Zgomotul apare atât în transmisiile **analogice** cât şi în cele **digitale**. În cazul semnalelor analogice, semnalul devine uşor deformat. În sistemele digitale, zgomotele afectează valorile biţilor transmişi (0 sau 1), iar la destinaţie aceştia pot fi „citiţi" greşit (adică 1 in loc de 0 şi invers).

Zgomotul poate avea mai multe cauze. Una dintre ele o reprezintă câmpurile electrice provenite de la **motoare electrice, lumina fluorescentă** (neoane) etc., toate provenite de la surse exterioare cablului afectat. Acest tip de zgomot se numeşte *EMI* (*Electromagnetic Interference* - Interferenţă Electromagnetică) dacă provine de la surse electrice sau *RFI* (*Radio Frequency Interference* -

Interferenţă Radio) când provine de la surse radio, radar sau microunde. Astfel, **fiecare fir dintr-un cablu poate acţiona ca o antenă**. Zgomotul mai poate proveni de la liniile de **curent alternativ** sau de la **fulgere**.

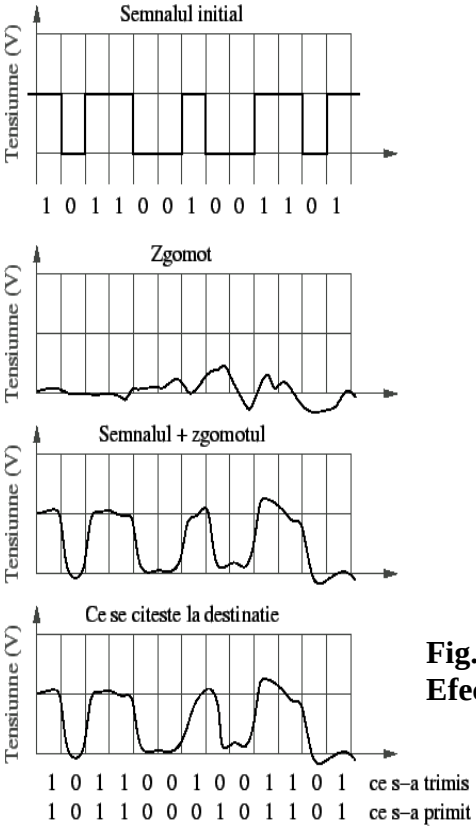


Fig. 2.3.
Efectul zgomotului

Sistemele optice şi *wireless* sunt afectate de unele dintre aceste tipuri de zgomot, însă sunt imune la altele. De exemplu, **transmisia optică este imună la interferenţele electrice**. Acest lucru le face **ideal pentru legăturile din exteriorul clădirii**, unde firele de cupru ar putea fi influenţate de fulgere, câmpuri electrice din alte surse etc.

d) *Crosstalk* - cablurile de cupru sunt afectate de **interferenţe electromagnetice** de la diferite surse din afara cablului. Cea mai importantă sursă de zgomot pentru cablurile de cupru o reprezintă „**scurgerea**” **unui semnal între două fire din interiorul aceluiaşi cablu**. Una dintre cele mai eficiente metode de prevenire a *crosstalk*-ului este **torsadarea (sucirea) firelor**. Prin torsadare, câmpurile electrice se anulează şi firele din celelalte perechi nu mai sunt influenţate de semnalul din perechea iniţială.

De multe ori apar probleme la **ataşarea conectorilor**: mai ales când este necesar de ataşat un conector la capătul unui cablu, trebuie întâi de detorsadat toate perechile din interiorul cablului. Dacă se lasă o bucată prea mare detorsadată, în acea zonă câmpurile electrice generate de fiecare fir dintr-o pereche nu se vor mai anula şi va apărea o interferenţă între fire, numită *Near-end crosstalk*. Acest parametru este specific fiecărui cablu.

e) Latenţa - numită şi **întârziere**, este de două tipuri: **(a) latenţa propagării prin mediul de transmisie (**este dat de timpul de propagare a **unui singur bit** de la sursă la destinaţie) **şi (b) latenţa trecerii prin echipamentele de reţea** (acest fenomen poate fi explicat prin faptul că fiecare echipament execută anumite operaţii, mai simple sau mai complexe, iar aceste operaţii introduc o anumită latenţă). **Cu cât este mai rapid modul de transmitere, cu atât este mai redusă latenţa.**

f) Coliziuni - are loc atunci când 2 biţi de la două staţii diferite care transmit se află pe acelaşi mediu de transmisie, în acelaşi timp. În cazul **firelor de cupru**, tensiunile celor două semnale binare se adună generând astfel un al treilea nivel de tensiune. Această variaţie a tensiunii nu este permisă în sistemul binar care înţelege doar două niveluri de tensiune. Aceşti biţi sunt în consecinţă „greşiţi” şi „distruşi”. Apariţia coliziunilor excesive poate încetini foarte mult viteza de transmisie. De aceea, unul dintre scopurile proiectării unei reţele este de a minimiza pe cât posibil prezenţa coliziunilor.

Există mai multe **metode de a aborda problema coliziunilor**. O variantă este de a permite apariţia lor, de a le detecta şi de a avea un set de reguli pentru tratarea acestora atunci când apar - cum este cazul *Ethernet*-ului. Altă variantă este de a evita apariţia coliziunilor, de exemplu, prin a permite unei singure staţii să transmită pe acelaşi mediu în acelaşi timp. Acest lucru necesită ca staţia să aibă un şablon sau tipar (*pattern*) special de biţi, numit **jeton** (*token*), pentru a transmite. Această situaţie o întâlnim în cazul *TokenRing*.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Precizaţi categoriile în care din punct de vedere al modului de transmisie şi al suportului folosit se împart semnalele.

2) Caracterizaţi semnale analogice şi digitale.

3) Care fenomene pot apărea în timpul transmisiei unui semnal? Caracterizaţi-le.

2.3. Tehnica transmiterii semnalului

Prin **tehnica transmiterii semnalului** se înţelege maniera în care semnalele sunt transportate pe reţea.

2.3.1. ***Multiplexarea*** - este procedeul prin care **mai multe canale de date sunt combinate într-un singur canal fizic**. Demultiplexarea este procedeul de separare a canalelor iniţiale din canalul primit multiplexat [26, 27, 28].

Există numeroase **tehnici de *multiplexare*** dintre care menţionăm:

TDM - *Time Division Multiplexing* - informaţiilor din fiecare canal li se alocă o cuantă de timp predefinită, indiferent dacă pe acele canale se transmite sau nu.

ATDM - *Asynchronous time-division multiplexing* - informaţiilor din fiecare canal li se alocă o cuantă de timp variabilă, în funcţie de numărul de canale utilizate în acel moment.

FDM - *Frequency Division Multiplexing* - fiecărui canal i se alocă o anumită bandă de frecvenţă.

SM - *Statistical Multiplexing* - banda este alocată în mod dinamic fiecărui canal care are informaţii de transmis.

DWDM - *Dense Wavelength Division Multiplexing* - este o formă de *multiplexare* dezvoltată pentru transmisia pe fibră optică. *DWDM* este echivalentul optic al *multiplexării FDM*.

2.3.2. Transmisia *baseband* şi *broadband*. Tehnicile transmisiei sunt: ***baseband*** şi ***broadband***. Termenii de „*baseband*" (în bandă de bază) şi „*broadband*" (în bandă largă) descriu numărul de „canale" de comunicaţie folosite pe un anumit mediu de transmisie [29, 30, 31].

a) Semnalele ***baseband*** folosesc **întreaga bandă de frecvenţă** pentru transmiterea informaţiei, iar transmiterea simultană a mai multor seturi de date se face prin tehnica de ***multiplexare* în timp**. În cazul comunicaţiei *baseband*, pe mediul de transmisie **avem un singur semnal**. **Acest semnal poate avea mai multe componente**, însă din punct de vedere al firului (firului de cupru sau al fibrei optice), reprezintă un singur semnal (electric sau optic). Majoritatea comunicaţiilor în cazul *LAN*-urilor şi a sistemelor de telefonie fixă sunt *baseband*.

b) În sistemele de transmisie ***broadband*** semnale multiple (voce, date, semnal video) sunt transmise simultan pe acelaşi suport fizic folosindu-se **tehnica de *multiplexare* în frecvenţă**. Astfel, termenul de bandă largă este în general folosit pentru a descrie **accesul la Internet**. Prin bandă largă, se poate primi telefoane pe aceeaşi linie telefonică, care este folosită pentru conectarea la Internet, simultan cu navigarea pe Internet şi în acelaşi timp cu vizionarea unei emisiuni *TV*, de exemplu, *CATV* (*Community Antenna Television*) - sistemul de televiziune prin cablu.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Ce se înţelege prin tehnica transmisiei semnalului?
2) Explicaţi noţiunea de *multiplexare*, transmisia *baseband* şi *broadband*.

2.4. Medii de transmisie

Medii de transmisie a datelor sunt folosite de diferitele tehnologii pentru transportul semnalelor care determină **ce transmitem, cât de mult, cât de departe.**

Medii de transmisie pot fi clasificate în două categorii mari: **medii ghidate si medii neghidate.** Mediile ghidate cuprind: **cablul de cupru şi fibrele optice**, iar cele neghidate, **undele radio** şi **laserul** [32].

Fiecare din mediile de transmisie sunt definite de o serie de caracteristici, care influenţează asupra alegerii suportului de transmisie: **lărgimea de bandă; întârzierile; costul cablării; facilităţile de racordare a echipamentelor; tip de conectivitate; fiabilitatea suportului; protecţia faţă de imunitatea la zgomot; facilităţile de instalare şi întreţinere,** etc.

Cablurile reprezintă un **suport fizic** pentru această transmisie, dar însă pot introduce limitări:

Limitări tehnologice - se referă la probleme de nivel Fizic, de exemplu, atenuarea.

Limitări de tehnologie - se referă la probleme de nivel Legătura de date, fiind independente de mediul de transmisie ales (de nivelul 1), de exemplu, lăţimea de bandă, care în cazul *FastEthernet*-ului este maxim ***100 Mbps*** indiferent de cablul ales.

Metodele de transmisie sunt în continuă dezvoltare şi deja foarte diverse, începând cu tot felul de cabluri metalice şi de fibră optică, chiar submarine, şi terminând cu legături fără fir prin unde radio cum ar fi ***Wi-Fi, WiMAX*** sau ***Bluetooth***, prin raze infraroşii sau prin intermediul sateliţilor de telecomunicaţii.

În continuare vor fi prezentate diferite **categorii de medii de transmisie** şi vor fi analizate limitările pe care acestea le impun unor tehnologii cunoscute.

2.4.1. Firele de cupru - firele de cupru reprezintă cel mai vechi suport utilizat. Marea parte a reţelelor de date folosesc fire de cupru în diferite forme, niveluri de calitate etc. **Transmisia pe fire de cupru se bazează pe propagarea unui semnal electric,** care trebuie să rămână între anumiţi parametri specificaţi de tehnologie, pe parcursul drumului între sursă şi destinaţie.

În funcţie de structura lor şi de parametrii specifici ai mediului de transmisie, cablurile de cupru se împart în două mari categorii: **torsadate şi coaxiale**.

a) Cablurile torsadate (*UTP, STP*) - previn interferenţele între câmpurile electrice cauzate de transmisia datelor la frecvenţe mai mari. **Un cablu torsadat** este format din mai multe perechi compuse din fire de cupru izolate, având o **grosime tipică de 1 mm**. Firele sunt împletite într-o formă elicoidală, pentru a reduce interferenţa electrică[8]. Interferenţele pot fi cauzate de câmpurile electrice induse de alte fire din interiorul aceluiaşi cablu sau de surse exterioare [11].

Metodele prin care se încearcă reducerea la minim a acestor interferenţe sunt mai multe, dintre care menţionăm [33]:

- torsadarea cablurilor două câte două, formându-se astfel mai multe perechi în interiorul cărora câmpurile electrice create de cele două fire se anulează;
- transmiterea semnalului în mod balansat[9] (vezi Fig. 2.4);
- ecranarea cablurilor.

[8] Două fire paralele constituie o antenă; dacă le împletim nu mai formează o antenă.

[9] Semnalul util se transmite ca fiind diferenţa între semnalele electrice dintre cele două fire din cadrul unei perechi; în acest fel, atunci când apar interferenţe electrice de la surse exterioare cablului, acestea afectează în mod egal ambele fire, astfel încât diferenţa dintre acestea rămâne constantă, semnalul fiind nealterat.

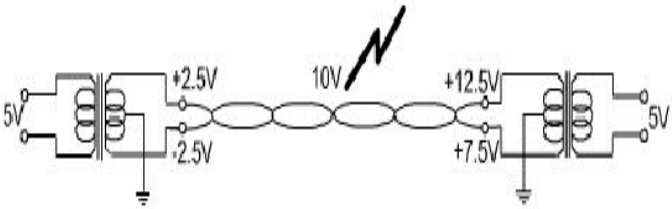


Fig. 2.4. Transmisie diferenţială [5]

Din punct de vedere al ecranării, există două categorii de cabluri torsadate:

- neecranate (*UTP - Unshieded Twisted Pair*)
- ecranate (*STP - Shielded Twisted Pair*).

Cablurile torsadate se împart în **solide şi liţate**. Cele solide conţin în interiorul celor 8 fire din cablu un singur fir de cupru şi sunt folosite la **cablările verticale** (acolo unde de obicei este nevoie de cabluri rigide) [34, 35].

Cablurile liţate au în interiorul celor **8 fire** mai multe fire foarte subţiri, numite **liţe**, ceea ce face acest tip de **cablu foarte flexibil** şi deci potrivit pentru **cablările orizontale** (de la priza de perete până la staţia utilizatorului), fiind şi mult mai uşor de sertizat.

- ***UTP* (*Unshieded Twisted Pair*)** (Fig. 2.5)**.** Cele **neecranate** se numesc ***UTP*** şi sunt **cele mai folosite** în cadrul reţelelor locale de calculatoare, fiind de altfel şi cele mai ieftine. Marea majoritate a cablurilor *UTP* conţin **4 perechi colorate** [36] .

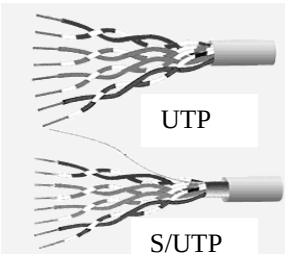
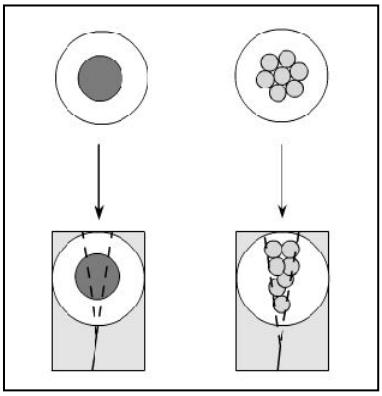


Fig. 2.5. Cablu *UTP*



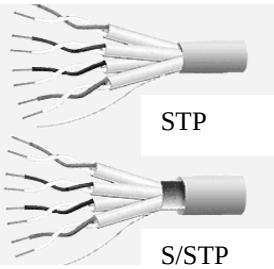


Fig. 2.6. Cablu *STP*

Conectorii folosiţi pentru cablurile torsadate sunt definiţi de standarde sub numele de ***8p8c*** (8 positions, 8 contact), însă sunt cunoscute mai ales sub numele de ***RJ45*** (*Registered Jack 45*), asemnător cu cel de la firul telefonic. Conectorul este construit

conform unui standard din industria telefonică, standard care precizează care fir trebuie să fie conectat pe un anumit pin al conectorului.

Referitor la parametrii impuşi de diferitele categorii de cabluri, o mare atenţie se acordă în ultima perioadă **normelor de siguranţă** pe care cablurile trebuie să le respecte. De exemplu, cablurile *UTP* sunt cele mai cunoscute, cu învelişul exterior din *PVC*. Acestea sunt mai ieftine, sunt rezistente la apă, însă au marele dezavantaj că atunci când iau foc degajă substanţe foarte toxice; ele nu pot fi folosite în exteriorul clădirilor, deoarece ar fi supuse unor posibile **şocuri electrice foarte mari**, care ar cauza defectarea echipamentelor conectate cu aceste cabluri.

- ***STP* (*Shielded Twisted-Pair*)** (Fig. 2.6)**.** Pentru a evita neajunsurile cablurilor *UTP*, atunci în exteriorul clădirilor se poate folosi cablu ecranat *STP* sau *ScTP* (*screened twisted pair*). *ScTP* are un singur înveliş de ecranare exterior şi o dimensiune puţin mai mare decât *UTP*. *STP*-ul are, pe lângă învelişul de ecranare identic cu cel de la *ScTP* de asemenea are şi un **înveliş separat pentru fiecare pereche**. Acest lucru îl face **mult mai rezistent la intereferenţele electrice exterioare**, dar în acelaşi timp **mai scump**, mai mare ca dimensiuni şi în consecinţă mai greu de utilizat[10] [37].

b) Cablul coaxial a fost folosit încă de la începutul reţelelor de

[10] Cablul *STP* de 100 Ohm folosit în reţelele *Ethernet*, oferă rezistenţă atât la interferenţele electromagnetice, cât şi la cele radio fără a fi un cablul prea gros. În reţelele *Token Ring* se foloseşte cablul *STP* de 150 Ohm, în care fiecare pereche de fire torsadate este izolată cu un înveliş protector pentru a se reduce posibilitatea transferului semnalului în alte fire (*crosstalk*). Învelişul protector folosit în cablul de 150 Ohm nu face parte din circuit aşa cum se întamplă în cazul cablului coaxial.
Chiar dacă este mai scump decat *UTP*, cablul *STP* oferă protecţie împotriva tuturor tipurilor de interferenţe. O conectare incorectă face ca învelişul protector să acţioneze ca o antenă, absorband semnalele electrice din cablurile aflate în vecinătate.

calculatoare, fiind **foarte uşor de instalat**. În zilele noastre, cablul coaxial nu mai este implementat în reţele locale (deşi mai este încă găsit în multe „reţele de bloc”), însă este în continuare folosit în transmisia video şi *CATV* (televiziune prin cablu) [38, 39].

Un cablu coaxial este format (vezi Fig. 2.7) dintr-o **sârmă de cupru dură** (D), protejată de un **material izolant** (C). Acest material este încapsulat într-un **conductor circular** (B), de obicei sub forma unei plase strâns întreţesute. Conductorul exterior este acoperit cu un înveliş de plastic **protector** (A), acesta fiind şi proveniența denumirii de „*co-axial*” (datorită acestei axe unice date de miezul de cupru).

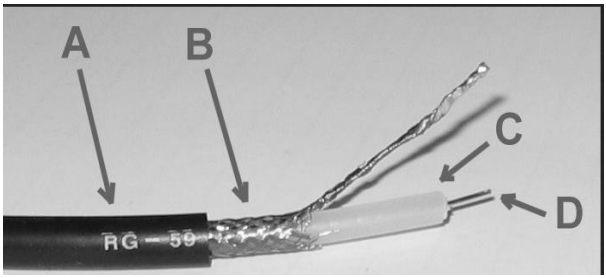


Fig. 2.7. Cablu coaxial

Datorită structurii sale şi a izolării foarte bune, cablul coaxial prezintă **două avantaje majore** faţă de alte tipuri de cablu de cupru: în primul rând o **comportare foarte bună în frecvenţă**, în al doilea rând **poate acoperi o bandă foarte largă**, de la frecvenţe joase până la *UHF* (*Ultra High Frequency*). În televiziunea analogică, există mai multe benzi de frecvenţă, pe care „emit” posturile TV[11].

[11] Când căutaţi manual un post *TV*, sunteţi pe o anumită bandă de frecvenţă, care poate fi *VHF* (*Very High Frequency*), *UHF* etc. Dintre acestea, *UHF* este cea mai mare, însă sunt relativ puţine posturi care emit pe *UHF*, ceea ce îl face ideal pentru transmisii de video analogic (televiziune prin cablu), însă şi pentru

Dezavantajul îl constituie faptul că nu suportă pentru *Ethernet* **o lăţime de bandă mai mare de *10 Mbps***, ceea ce este mult prea puţin pentru cerinţele reţelelor actuale, motiv pentru care în acest domeniu **a fost înlocuit cu cablul torsadat**. Un alt dezavantaj constă in aceea că **este un mediu partajat** (*shared-media*) şi nu poate oferi un grad minim de **securitate**[12]; pentru o imunitate bună la interferenţele electromagnetice **cablul trebuie împământat doar la un capăt**.

Dintre **conectorii** folosiţi pentru cablurile coaxiale pot fi menţionate *BNC* (*Bayone-Neill-Concelman*), folosit pentru reţele de calculatoare şi aplicaţii video, şi *type-F*, folosit pentru *CATV*.

2.4.2. Fibra optică - este mediul care asigură transmiterea luminii, modulată la o **anumită frecvenţă**. Comparativ cu alte medii de transmisie, fibra optică este cea mai costisitoare, dar **nu este susceptibilă la interferenţe electromagnetice şi în plus asigură rate de transfer mult mai ridicate decat celelalte categorii de medii** [40, 41]. **Sursa de lumină** pentru cablul de fibră optică este o diodă luminescentă, iar datele sunt codificate prin varierea intensităţii luminii.

Interiorul fibrei optice este format din *core* (miez) şi *clading*, două tuburi concentrice de sticlă, inseparabile, având indici de reflexie diferiţi. Propagarea semnalului se bazează pe fenomenul de reflexie totală. ***Clading*-ul,** foarte subţire, cu **diametrul de 125 microni**, este învelit în trei straturi protectoare: un strat numit *buffer* (teacă), de obicei colorat, un înveliş rezistent de protecţie fabricat din *kevlar* şi o jachetă

---

tehnologii digitale moderne de transmisie de date.

[12] Există mai multe tipuri de cabluri coaxiale, utilizate în diferitele domenii menţionate anterior. De exemplu, pentru *Ethernet 10Base2*, folosim un cablu coaxial numit *RG-58*, având impedanţa de *50 Ohm*, lungimea maximă fiind de 185 de metri, iar viteza maximă de transmisie este de *10 Mbps*. Cablurile coaxile *RG-59* sunt folosite în transmisiile *TV*, cu singură menţiune că impedanţa acestora este de *75 Ohm*.

exterioară din *PVC* (înveliş). Aceste trei învelişuri au rol de protecţie pentru partea din sticlă care este foarte fragilă.

În funcţie de modul de transmisie şi de dimensiunea *core*-ului, fibrele optice se împart în două categorii: *single mode* (Fig. 2.8) şi *multimode.*

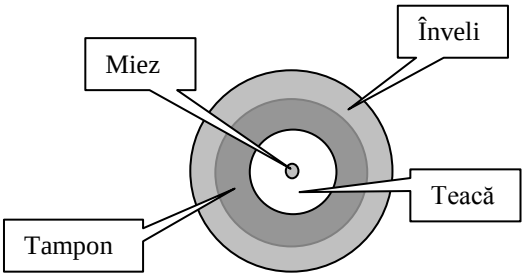


Fig. 2.8. Structura fibrei optice

Fibra optică *single-mode* (monomodallă) are o dimensiune a *core*-ului de **10 microni (mai nou - între 5 şi 8 microni),** acesta acţionând ca un ghidaj pentru raza luminoasă a semnalului care se transmite astfel aproape **fără reflexie**. Fibra optică *single-mode* permite distanţe mai mari de transmisie decât cea *multi-mode*, însă este mult mai scumpă şi impune precauţii speciale.

Echipamentele terminale folosesc lasere pentru a emite semnal luminos cu **lungimi de unda de 1310 sau 1550 nanometri.** Deoarece laserul emite o undă luminoasă foarte puternică şi focalizată, aceste echipamente pot produce **leziuni grave ochiului**. De asemenea, echipamentele de *single-mode* sunt mai scumpe decât cele de *multi-mode*.

Fibra *multi-mode* are dimensiunea ***core*-ului de 50 sau 62,5 microni,** acest lucru permiţând transmiterea semnalului prin reflexie în pereţii *core*-ului. Acest tip de fibră permite **distanţe mai mici decât cea *single-mode*** (deoarece lumina are un drum mai lung de parcurs), însă este mai ieftină şi mai uşor de folosit (mai uşor de terminat cu conectori şi de sudat). De asemenea, echipamentele care emit semnal pe fibra

optică *multi-mode* sunt mai ieftine, deoarece folosesc *LED*-uri (*light emiting diode*), folosind **lungimi de undă de 850 sau 1300 nanometri**. Aceste echipamente cu *LED*-uri nu sunt periculoase omului.

În cazul legăturilor de fibră optică avem de-a face cu legături punct la punct, unde transmisia este *full-duplex* şi nu există posibilitatea apariţiei coliziunilor, **limitarea distanţei maxime** la care se poate întinde un segment de fibră optică este dată **numai de puterea de emitere a dispozitivelor terminale,** putând ajunge în cazul transmisiei *single-mode* şi la **120 de Km** pentru *FastEthernet* şi mai mult pentru alte tehnologii.

2.4.3. Comparaţie între fibrele optice şi firul de cupru. La începuturile apariţiei fibrei optice au existat păreri conform cărora în „câţiva" ani, firele de cupru vor fi înlocuite cu fibră optică în totalitate. Acest lucru este greşit. Printre **avantajele pe care le prezintă firele de cupru** menţionăm: preţul scăzut, uşurinţa în instalare, nu necesită atenţie sporită în utilizare. Aceste avantaje fac firele de cupru mediul ideal pentru cablări în reţele mici şi mijlocii în interiorul clădirilor, unde nu se justifică fibra optică.

Dintre **dezavantajele majore are firelor de cupru** menţionăm: sunt susceptibile la interferenţe electrice şi pot fi folosite pe distanţe relativ mici - oricum mult, mult mai mici decât echivalentul lor în fibră optică.

Fibra are multe **avantaje**. În primul rând, lărgimea de bandă pe care o suportă este mai mare decât a cuprului. Un singur cablu de fibră optică *multi-mode* poate purta acum **aproape 5 milioane de convorbiri telefonice simultane**. Fibra are **avantajul** că nu este afectată de şocurile electrice, de interferenţa câmpului electromagnetic sau de căderile de tensiune. De asemenea, nu este afectată de substanţele chimice corozive din aer, fiind ideală pentru mediile aspre din fabrici.

Companiile de telefoane preferă fibra şi din alt motiv: este subţire şi foarte uşoară. Canalele cu cabluri sunt în general pline până la refuz, iar prin înlocuirea cuprului cu fibră se golesc canalele, iar cuprul are o valoare foarte bună pe piaţă. În plus, **900 de cabluri torsadate de 1 km lungime cântăresc 7250 kg.** Un cablu ce conţine **24 fibre şi are aceeaşi capacitate cântăreşte doar 60 kg,** acest lucru reducând drastic necesitatea unor echipamente mecanice scumpe care trebuie întreţinute.

În fine, fibrele nu pierd lumina şi sunt foarte dificil de interceptat. Acest lucru le oferă **o excelentă securitate**. Pe de altă parte, fibra este o tehnologie nefamiliară şi necesită o pregătire pe care mulţi ingineri nu o au. Terminarea fibrei (adică ataşarea conectorilor) este un procedeu care necesită multă pregătire şi experienţă.

Fibra optică nu poate fi folosită ca un cablu *UTP* - să fie îndoită prea tare, să fie călcată, să fie strânsă după piciorul mesei, etc. Deoarece transmisia optică este prin natura ei unidirecţională, comunicaţiile bidirecţionale necesită fie două fibre, fie două benzi de frecvenţă diferite pe aceeaşi fibră. Nu în ultimul rând, interfeţele pentru fibră costă mult mai mult decât interfeţele electrice.

2.4.4. Sistemele fără fir - ca cel de transmisie **radio terestră,** au apărut ca un prim nivel de *broadcasting* de sunet şi ca un substitut al telefonului fix. Mai târziu, **lansarea sateliţilor** de comunicaţie a făcut posibilă eliminarea necesităţii unei linii de vizibilitate directă între receptori şi sursa serviciilor, pentru unde radio spaţiale.

Sistemul de telefonie mobilă a satisfăcut nevoia de comunicare permanentă a utilizatorilor în mişcare, iar reţelele locale fără fir au apărut la fel de natural, pentru a conecta utilizatorii în reţele de date, fără a pune la punct o infrastructură complexă şi costisitoare de cablu de cupru sau fibră [42, 43].

Undele electromagnetice generate de electronii în mişcare sunt

caracterizate prin frecvenţă şi lungime de undă. Proprietăţile fizice ale undelor electromagnetice influenţează decisiv transmisia de date fără fir. Astfel, **un *Hertz* poate codifica unul sau mai mulţi biţi**.

În general, **comunicaţiile folosesc benzi de frecvenţă înguste**, pentru o alocare a puterii cât mai concentrată şi o recepţie mai bună.

Din spectrul electromagnetic (vezi Fig. 2.9), **undele radio, microundele, undele infraroşii şi lumina vizibilă sunt baza comunicaţiilor** din zilele de astăzi, datorită lungimilor de undă destul de mari pentru a face faţă absorbţiei în atmosferă. Odată cu creşterea frecvenţei undelor, în domeniul ultravioletelor, al **razelor X şi gamma**, **acestea sunt absorbite uşor în aer şi sunt periculoase pentru om**.

În domeniul undelor radio şi microundelor (benzile cele mai folosite pentru comunicaţii fără fir) sunt: *VLF* (*Very Low Frequency*), *LF* (*Low Frequency*), *MF* (*Medium Frequency*), *HF* (*High Frequency*), *VHF* (*Very High Frequency*), *SHF* (*Super High Frequency*), *EHF* (*Extra High Frequency*) - care formează o bază de transmisie de date dependentă de proprietăţile lor fizice:

a) Undele de **frecvenţă joasă şi medie** (*VLF*, *LF*, *MF*) (**3 KHz - 3 MHz**): sunt numite şi **unde terestre**, pentru că se propagă la suprafaţa Pământului, ghidate de ionosferă (vezi Fig. 2.10) în lungul curburii Pământului; depăşeşte obstacolele şi se propagă uşor prin clădiri datorită lungimilor de undă mari, care fac ca difracţia să fie maximă; sunt folosite în **comunicarea la distanţe mari** şi pentru transmisiile **radio** de lungime de **undă mare şi medie**;

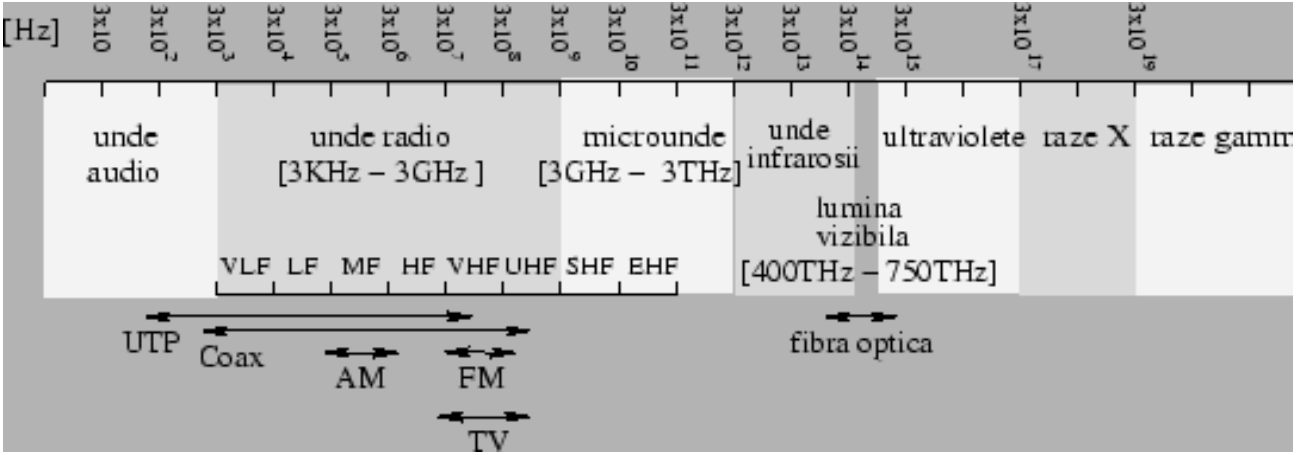


Fig. 2.9. Spectrul electromagnetic [11]

b) undele de **frecvenţă înaltă** (*HF*) (**3-30 MHz**): sunt numite şi **unde celeste**, pentru ca nu tind să se propage la suprafaţa Pământului, dar nici nu se disipă în spaţiu; propagarea undelor se face prin reflexie repetată de straturile înalte ale ionosferei, astfel că undele pot parcurge distanţe mari şi pot fi recepţionate în afara liniei directe de vizibilitate; sunt folosite în **comunicarea la distanţe medii** (**între 500 şi câteva mii de kilometri**) şi pentru transmisiile **radio** de lungime de **undă scurtă**;

c) Undele de **frecvenţă foarte înaltă** (*VHF*) (**30-300 MHz**): sunt numite **unde spaţiale** pentru ca nu urmează linia Pământului şi nu se reflectă de ionosferă, deci pot fi recepţionate **numai în linia de vizibilitate directă;** sunt folosite pentru **comunicaţii de rază mijlocie** (**70-100 Km la sol, câteva sute de Km în aer**), comunicaţii **mobile** şi transmisii de **sunet**;

d) Undele de **frecvenţă ultra înaltă** (*UHF*) (**300-3000 MHz**): sunt **unde spaţiale** (**numite microunde sau unde centimetrice**) intens folosite în sistemele de **comunicaţie actuală pentru transmisii de rază mică, transmisii TV şi legături punct la punct**;

e) Undele de **frecvenţă super înaltă** (*SHF*) (**3-30 GHz**): sunt **unde spaţiale** folosite în **comunicaţiile pe bază de sateliţi, în sistemele radar şi pentru legături punct la punct.**

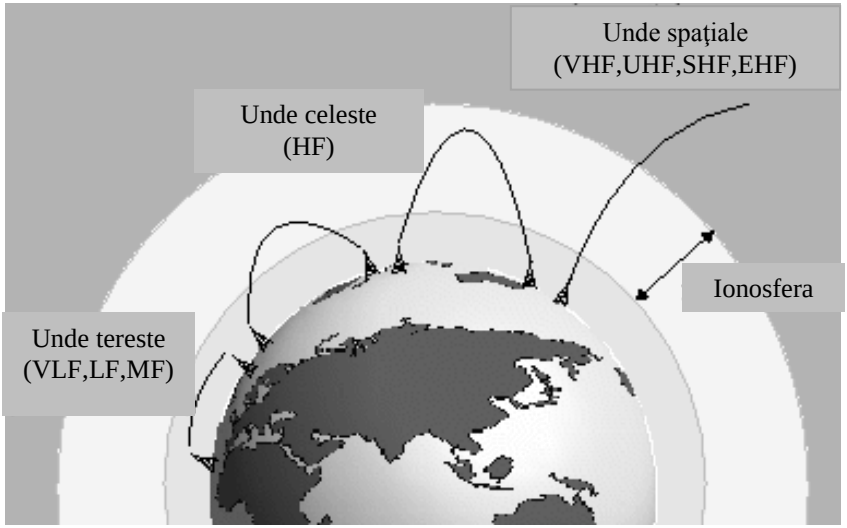


Fig. 2.10. Ionosfera [11]

Pentru microundele de frecvenţă mare, absorbţia în aer este destul de puternică pentru a face undele cu **frecvenţa mai mare de 400GHz inutilizabile**.

Pentru toate undele din clasa microundelor**, absorbţia în aer este un factor important, fapt care limitează raza de transmisie.**

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Factorii care influenţează asupra alegerea mediilor de transmisie.
2) Categoriile mediilor de transmisie şi limitările pe care acestea le impun unor tehnologii.
3) Categoriile cablurilor de cupru şi caracteristicele lor.
4) Categoriile fibrelor optice şi proprietăţile lor.
5) Comparaţi avantajele firelor de cupru şi fibrelor optice.
6) Prin ce se caracterizează undele electromagnetice?
7) Care factorii limitează raza de transmisie a microundelor?

Întrebările pentru autoevaluare:

1. Enumeraţi funcţiile definite în cadrul nivelului Fizic
2. Definiţi noţiunea de semnal şi zgomot în sistemele de comunicaţie
3. Tehnica de transmitere a semnalului
4. Caracterizaţi mediu de transmisie prin fire de cupru
5. Caracterizaţi mediu de transmisie prin fibra optică
6. Caracterizaţi mediu de transmisie prin sistemele fără fir
7. Descrieţi avantajele şi dezavantajele fiecărui mediu de transmisie

Capitolul 3. Protocoale şi tehnici de acces la nivelul Legătură de date. Sisteme de telefonie mobilă

3.1. Protocoalele de acces la mediu de transmisie
3.2. Tehnici de acces la mediul de transfer în reţele locale (*LAN*)
  3.2.1. Scheme de adresare folosite în telecomunicaţii
  3.2.2. Structura generică a unui cadru de nivel 2
  3.2.3. Protocoale de comunicaţie la nivelul Legătură de date
3.3. Tehnici de acces pentru reţele largi (*WAN*)
  3.3.1. Comutaţie de circuite (*Circuit-switched*)
  3.3.2. Comutaţie de pachete (*Packet-switched*)
  3.3.3. *Cell-switched. ATM* (*Asyncronous Transfer Mode*)
  3.3.4. *Dedicated digital*. Multiplexare în telefonie
    a) Fluxuri *E1* şi *T1*
    b) *xDSL* (*Digital Subsriber Line*)
    c) *PPP* (*Point-to-Point Protocol*)
    d) *SDH* **(***Synchronous Digital Hierarchy***)** şi *SONET* (*Synchronous Optical Network*)
  3.3.5 *Analog services*
3.4. Sisteme de telefonie mobilă
  3.4.1. *AMPS* (*Advanced Mobile Phone System*)
  3.4.2. *D-AMPS* (*Digital Advanced Mobile Phone System*)
  3.4.3. *GSM* (*Global System for Mobile Communications*)
  3.4.4. *CDMA* (*Code Division Multiple Access*)
  3.4.5. *EDGE* (*Enhanced Data Rates for GSM Evolution*)
  3.4.6. *3G* (*Third Generation*)
  3.4.7. *4G* (*Fourth generation*)
  3.4.8. *5G* (*5th generation mobile networks or 5th generation wireless systems*)
3.5. *Bluetooth*
3.6. *Frame-Relay*
3.7. *GPS* (*Global Positioning System*)

Nivelul Legătură de date se ocupă cu adresarea fizica, cu topologia reţelei, accesul la reţea şi controlul fluxului fizic (*flow control*). Acest nivel transferă unităţi adresabile de informaţie, cadre (*frames*), face verificarea erorilor (CRC - *Cyclic Redundancy Check*) şi retransmite cadrele recepţionate incorect.

Nivelul Legătură de date furnizează un transport sigur, fiabil, al datelor de-a lungul unei legături fizice, realizând [44]:

- Controlul **erorilor** de comunicaţie;
- Controlul **fluxului de date**;
- Controlul **legăturii**;
- **Sincronizarea** la nivel de cadru.

Datele sunt **împărţite în cadre formatate şi sincronizate** pentru transmitere prin nivelul fizic. Se asigură astfel **un canal virtual**, fără erori, pentru nivelul superior, cel de reţea. **Unitatea de date: cadrul**.

3.1. Protocoalele de acces la mediu de transmisie

Protocolul de acces reprezintă metoda pe care fiecare staţie de lucru o utilizează pentru a obţine **accesul în cadrul transmisiei datelor**.

In cadrul unui *LAN* dat, **toate staţiile trebuie să folosească acelaşi protocol de acces**.

Cele mai uzuale protocoale de acces la mediu sunt [45]:

a) acces multiplu cu ascultarea mediului ***CSMA/CA*** (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*);

b) ascultarea mediului şi detectarea coliziunilor ***CSMA/CD*** (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection*);

c) inel cu **jeton** (*Token Pasing*).

Analizăm funcţionarea acestor protocoale [46]:

a) *CSMA/CA* (vezi Fig. 3.1) - este un protocol de acces la mediu care **ascultă mediul pentru a evita coliziunile**. **Distribuirea informaţiilor** de rezervare a mediului se face prin interschimbarea de

către staţiile care vor să converseze unele **cadre de tip *RTS*** (*Request to Send*) **şi *CTS*** (*Clear to Send*). Aceste două tipuri de cadre conţin un **câmp de durată**, care specifică perioadele de timp pentru transmisia datelor, cadrului de confirmare pozitivă ***ACK*** (*Acknowledge*) de la terminarea conversaţiei, şi a tuturor intervalelor de timp dintre cadrele trimise [47].

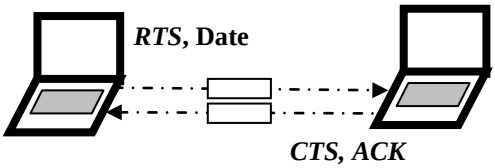


Fig. 3.1. *CSMA/CA* distribuit

Toate staţiile care se află în reţea, în raza de transmisie a staţiei emiţătoare, care trimite cadrul *RTS,* sau a staţiei receptoare, care trimite cadrul *CTS,* **vor afla despre rezervarea mediului**. Dacă mai mult de o staţie transmite în acelaşi timp pe canal, se produc coliziuni.

b) Tehnica „ascultă, transmite şi ascultă transmisia" **(*CSMA/CD*)** îmbunătăţeşte pe cea precedentă prin **detectarea fermă a coliziunilor** - îşi reglează transmisia de date odată ce coliziunile s-au produs. Sursa, după ce transmite pachetul, **aşteaptă un interval foarte scurt de timp (μs)**, după care îşi **ascultă propria transmisie**. Dacă detectează o diferenţă între informaţia transmisă şi cea recepţionată, transmite un mesaj ca toate sursele implicate să fie informate. Staţiile îşi **replanifică transmisia** folosind un algoritm special de reluare. Aceste coliziuni **nu produc aspecte negative** în reţea (pierderi de date), ci fac parte din **logica de partajare a canalului.** Majoritatea coliziunilor într-o reţea *Ethernet* neaglomerată se rezolvă în μs (sau 10^{-6} secunde) [48].

Dacă apar mai multe coliziuni pentru acelaşi *frame*, intervalul de μs de aşteptare creşte. **După 16 coliziuni consecutive pentru acelaşi pachet**, acesta nu se va mai transmite, deoarece se consideră că există o supraîncărcare a reţelei pe un interval mare de timp sau reţeaua este întreruptă.

c) Inel cu jeton (*Token Passing*) - metoda dreptului de control circulant, constă în utilizarea unei **combinaţii specifice de biţi** (jeton de control sau *token*) identificată de reţea, care în absenţa traficului circulă continuu pe inel. Posesorul jetonului are acces la inel. Dacă nu are nimic de transmis, trimite mai departe jetonul; în caz contrar, **jetonului i se anexează mesajul**.

Înlăturarea mesajului de pe inel se realizează de nodul sursă (cel care a transmis mesajul), care în acest moment verifică identitatea datelor trimise cu cele sosite. Poate fi realizat cu un singur mesaj sau cu un şir întreg de mesaje.

O **situaţie particulară** apare la pornirea sistemului, sau la alterarea jetonului, cînd fiecare nod va asculta inelul pe o durată proprie, după care prima dintre ele va genera un jeton.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Cu ce se ocupă nivelul Legătură de date?
2) Precizaţi destinaţia protocoalelor de acces la mediu.
3) Enumeraţi şi caracterizaţi cele mai uzuale protocoale de acces la mediu.

3.2. Tehnici de acces la mediul de transfer in retele locale (*LAN*)

Adresele folosite de nivelul Legătură de date se numesc **adrese *MAC* sau adrese fizice**. Acestea au **48 de biţi** exprimaţi în **12 cifre hexazecimale: FF.FF.FF.FF.FF.FF**. Termenul de adresă fizică este folosit pentru a distinge adresa fizică şi adresa logică [49].

Adresa fizică este atribuită în procesul de fabricaţie unui

dispozitiv de reţea, iar cea **logică** este atribuită de administrator şi poate fi schimbată cu uşurinţă. **Adresele fizice** sunt stocate în memoria *ROM*, şi sunt încărcate în *RAM* în momentul iniţializării plăcii de reţea. Din această cauză adresele fizice mai sunt numite şi *burned-in addresses* (*BIAs*) [50]. Instituţia ce administrează adresele fizice este *IEEE* (*Institute of Electrical and Electronic Engineers*). Problema este că *IEEE* nu poate monitoriza direct atribuirea fiecărei adrese fizice, astfel încât **transferă această responsabilitate producătorilor** [51].

Din cei **şase octeţi** ce compun adresa fizică, **primii trei** vor fi folosiţi pentru **identificarea fabricantului**, acest câmp fiind denumit *Organizational Unique Identifier* (*OUI*). Prin urmare, ***IEEE* distribuie producătorilor fâşii din spaţiul de adrese**, urmând ca aceştia la rândul lor să atribuie fiecărui dispozitiv de reţea nou creat una sau mai multe adrese fizice.

3.2.1. Scheme de adresare folosite în telecomunicaţii.

Tehnicile de acces la mediul de transfer în reţele locale se definesc prin **scheme de adresare** folosite în telecomunicaţii şi **protocoale de comunicaţie** *IEEE 802.3, IEEE 802.5, IEEE 802.11*.

Există două scheme de adresare folosite în telecomunicaţii: (a) **adresarea plată** şi cea (b) **ierarhică**.

a) În cazul **distribuţiei plate** spaţiul de adrese este ocupat treptat şi complet, adică, dacă am atribuit adresa „**n**”, următoarea adresă pe care trebuie să o atribuim va fi neapărat „**n+1**”.

Avantajul acestui tip de adresare constă în **folosirea eficientă a spaţiului** de adrese. **Dezavantajul** constă în **imposibilitatea implementării unor algoritmi eficienţi de căutare**, deoarece spaţiul adreselor va reprezenta o mulţime neordonată. **Adresarea plată este mai puţin întâlnită**. Exemplul unei distribuţii plate poate fi

numerotarea bancnotelor sau a biletelor de transport.

b) **Adresarea ierarhică** se utilizează de la **codul de bare de pe produse până la numerele de telefon**. Acesta presupune înglobarea în adresă a unei **informaţii suplimentare** ce va permite identificarea mai întâi a **grupului de adrese** căreia îi aparţine adresa destinaţie şi abia apoi, în interiorul acestui grup, **identificarea adresei destinaţie**. De exemplu, un număr de telefon din Moldova, va conţine adresa ţării, adresa raionului şi abia în final adresa postului telefonic destinaţie. **Avantajul** adresării ierarhice este **posibilitatea ordonării spaţiului** de adrese, dar totuşi se pierde o parte din spaţiul de adrese.

Schema de adresare folosită la nivelul Legătură de date combină **dezavantajele ambelor scheme de adresare**: mulţimea adreselor fizice este o mulţime neordonată, care în plus nu va putea folosi integral spaţiul de adrese. Toate acestea nu afectează însă principala funcţie a adreselor fizice, şi anume asigurarea unicităţii.

3.2.2. Structura generică a unui cadru de nivel 2. O parte importantă în cadrul comunicaţiei în reţea o constituie procesul de **încapsulare** ce are loc la nivelul Legătură de date (vezi Fig. 3.2).

Acesta este **prima formă de organizare a şirurilor de biţi transmise la nivelul Fizic**: şirurile de biţi primiţi/transmişi de la/către nivelul Fizic sunt **organizaţi în cadre (*frame*)**. Aceasta înseamnă că nivelul Legătură de date îşi adaugă ***header*-ul** (antetul) şi ***trailer*-ul** propriu pachetelor primite de la nivelul reţea, creând astfel cadrele ce sunt plasate sub forma de şiruri de biţi nivelului Fizic. De asemenea, biţii primiţi sunt reasamblaţi în cadre; *header*-ul şi *trailer*-ul cadrelor primite sunt îndepărtate şi interpretate, iar pachetele obţinute sunt trimise nivelului reţea [52, 53]. Împărţirea în cadre permite obţinerea de **informaţii care nu se puteau transmite prin şiruri de biţi şi anume**: calculatoare care comunică între ele; când începe şi când se termină comunicarea între anumite calculatoare individuale; ţinerea

evidenţei erorilor care au apărut în comunicare; al cui este rândul să transmită în cadrul comunicaţiei, etc.

Transpunerea în cadre este **ultima fază a încapsulării**, înainte ca informaţia să fie codificată în biţi şi transmisă prin mediul de comunicare.

Fiecare standard are propria lui structură a cadrului, adică pentru diferite tipuri de reţele (*Ethernet*, *Token Ring* etc.) vom avea formate

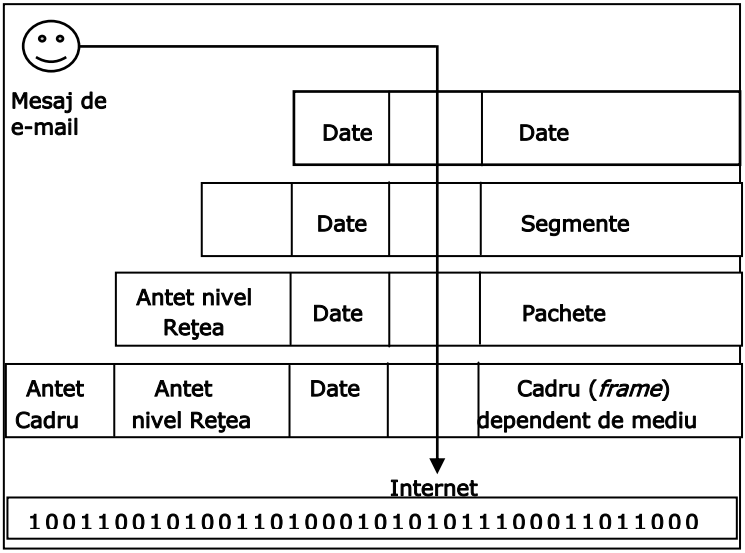


Fig. 3.2. Structura procesului de incapsulare

de cadre diferite. Mai jos se reprezintă **structura generică a unui cadru de nivel 2** (vezi Fig. 3.3**)**, care conţine anumite câmpuri compuse din unul sau mai mulţi octeţi:

Început de cadru	**Adresa**	**Lung/Tip**	**Date**	***FCS***

Fig. 3.3. Structura generică a unui cadru de nivel 2

- Primul câmp (**Început de cadru**) anunţă începerea unui cadru,

conţinând o secvenţă de semnalizare specifică fiecărei tehnologii în parte.

- Adresarea (**Adresa**) este esenţială pentru a şti cui se adresează acel cadru şi de la cine provine. Fiecare protocol are propriul lui tip de adresare; de exemplu, în cazul *Ethernet*-ului adresarea se realizează prin intermediul adreselor *MAC*.

În cadrul *header*-ului sunt înscrise, pe lângă alte date, adresele *MAC* - sursă şi destinaţie, fără de care reţeaua nu ar putea funcţiona, pentru că staţiile sau dispozitivele de interconectare nu vor putea identifica la primirea unui cadru, dacă le este destinat lor sau nu.

Subnivelul *MAC* conţine **protocoalele (*FDDI, FR, HDLC,* etc.) care determină într-o reţea locală care staţie are dreptul să transmită la un moment dat,** adăugând verificarea erorilor. Aceste protocoale organizează comunicarea şi gestionează modul şi momentul în care fiecare staţie are acces la mediul de transmisie.

- Anumite tipuri de cadre (***Lung/Tip***) conţin lungimea cadrului, iar altele conţin un câmp special, numit „*Protocol field*" sau „*Type Field*" prin intermediul căruia se **specifică protocolul de nivel superior căruia i se adresează**. O staţie primeşte un cadru, decapsulează datele şi trimite nivelului superior informaţia din acel cadru. Dacă pe nivelul superior se află un singur protocol, cum ar fi *IP*-ul, atunci e simplu, dacă utilizăm două protocoale, cum ar fi *IP* şi *IPX*, atunci intervine „*Protocol field*", care specifică protocolul de nivel 3 cui i se adresează datele.

- În timpul unei transmisii datele sunt susceptibile de eroare, unde în structura unui cadru de nivel 2 este prevăzut un **câmp *FCS* (***Frame Check Sequence*) care determină dacă a apărut o eroare: în momentul în care staţia sursă încapsulează cadrul, calculează *FCS*[13] şi ataşează rezultatul la cadru. Staţia care recepţionează cadrul, calculează şi ea la rândul ei acest *FCS* şi îl compară cu cel citit de la

[13] În funcţie de tehnologia folosită există mai multe variante de a calcula *FCS*

sfârşitul cadrului primit. Dacă nu coincid, înseamnă că a avut loc o eroare pe parcursul transmisiei.

Controlul erorilor, se realizează în două moduri:

1. *FEC* (*Forward Error Correction*) - foloseşte biţii de control pentru detectarea şi corectarea erorilor;

2. *ARQ* (*Automatic Retransmition Query*) – este utilizat numai pentru detectare, nu şi pentru corectarea erorilor, ca mijloc de alertare a sursei, că informaţia nu a fost recepţionată corect.

3.2.3. Protocoale de comunicaţie la nivelul Legaturii de date. Reţelele locale lucrează într-unul din două moduri fundamentale: sesizarea **coliziunilor** sau trecerea mesajului ***token***. Referind la aceasta, există două **categorii de acces la mediul de transmisie**:

***Ethernet*:** reţea cu sesizarea coliziunilor, *IEEE 802.3*. **Categoria de acces la mediul de transmisie:** nedeterminist - utilizează o abordare de tipul: primul venit, primul servit. **Protocol:** CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection).*	***TokenRing*:** reţea cu trecerea mesajului *token, IEEE 802.5*. **Categoria de acces la mediul de transmisie:** determinist - fiecare staţie ştie exact când va transmite: fiecare staţie are dreptul să transmită pe rând prin plasarea unui jeton (*token*). **Protocol:** CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance).*

a) **Utilizarea protocolului *Ethernet*** [14]- este cea mai răspândită tehnologie de LAN, având numeroase **avantaje** cum ar fi: uşurinţă de instalare şi întreţinere, capacitatea de a introduce noi tehnologii (de la *10 Mbps la 10 Gbps*), fiabilitatea şi costul relativ scăzut de instalare şi *upgrade*. *Ethernet*-ul nu este de fapt o tehnologie, ci este mai mult o familie de tehnologii care include: *LegacyEthernet, FastEthernet, GigabitEthernet*.

[14] Ideea originală de la care a plecat această tehnologie a apărut în anii 1970, când la o universitate din Hawaii se punea problema accesului mai multor utilizatori la o reţea fără ca semnalele lor să se amestece.

Ethernet-ul este situat pe **două niveluri ale stivei *OSI*** şi anume: **partea de jos a nivelului Legătură de date (subnivelul *MAC*) şi nivelul Fizic.**

Primul sistem se numea *Alohanet* şi a devenit mai târziu baza unei **metode de acces la mediu numită *CSMA/CD***, metodă folosită de tehnologia *Ethernet*. [15] Pe o reţea *Ethernet*, datele sunt trimise în toate direcţiile, cu rata de transfer de ***10 Mbps***. Pachetele de date (*frame*) sunt primite de toate calculatoarele, dar numai cele cărora le sunt adresate (corespunzător adresei de destinaţie a pachetului) răspund cu o confirmare.

Cele mai multe din **problemele de transmisie** ale unei reţele *Ethernet* se datorează **cablurilor defectoase sau funcţionării eronate a plăcilor adaptoare la reţea**.

IEEE 802.3 - este un standard *LAN*, similar cu *Ethernet*. Prima sa ediţie apare în 1985. Diferenţele între cele două standarde *Ethernet* apar în zona arhitecturii de reţea şi a formatului pachetului de date (*frame*). Arhitectura de reţea *IEEE 802.3* face distincţie între nivelurile *MAC* şi *LLC*; adevăratul protocol *Ethernet* pune toate aceste niveluri împreună în nivelul Legăturii de date. De asemenea, *Ethernet* defineşte o configuraţie *ECTP* (*Ethernet Configuration Test Protocol*) care lipseşte din standardul 802.3. Diferenţele importante între cele două protocoale constă **între tipul şi lungimea câmpurilor,** care

[15] Primul standard *Ethernet* a fost publicat în 1980 de un consorţiu format din firmele *DEC*, *Intel* şi *Xerox*, consorţiu numit *DIX*. *Ethernet*-ul funcţiona atunci pe un suport de cablu coaxial gros, numit *thicknet*, şi atingea viteze de până la ***10Mbps***. În 1985, *IEEE* (*Institute of Electrical and Electronics Engineers*) au publicat o serie de standarde pentru *LAN*, serie care începea cu *802.x*. Standardul pentru *Ethernet* este *802.3* şi a adus ceva modificări faţă de standardul iniţial propus de *DIX*, însă modificările sunt atât de mici, încât în linii mari cele două standarde sunt aproape identice.

constituie pachetul de date (*frame*). Aceste diferenţe pot conduce la incompatibilitatea celor două protocoale.

b) Descrierea pachetului original de date *Ethernet* (vezi Fig. 3.4) [53]**:**

- Preambul – este folosit pentru **sincronizare şi încadrare**, are lungimea de 8 octeţi şi conţine întotdeauna tiparul de biţi 10101010, în primii 7 octeţi, cu 10101011 în ultimul octet (al 8-ulea).

Preambul	**Adresa destinaţie**	**Adresa sursă**	**Lung/Tip**	**Date**	***FCS***
8 oct.	**6 oct.**	**6 oct.**	**2 oct.**	**46-1500 oct.**	**4 oct.**

Fig. 3.4. Structura cadrului *Ethernet*

- **Adresa de destinaţie.** Ocupă **6 octeţi** şi conţine **adresa staţiei** de lucru ce va primi acest pachet de date. **Primul bit** (cel mai din stânga) al primului octet are o semnificaţie specială, anume, dacă este **egal cu 0**, adresa de destinaţie este o **adresă fizică unică** în universul *Ethernet*. Ca rezultat al unei scheme de denumire administrate de corporaţia *Xerox*, primii trei octeţi sunt o adresă de grup asignată de *Xerox*, iar ultimii trei sunt asignaţi local. Dacă bitul cel mai din stânga **este 1**, el reprezintă un **pachet de date de transmis**. Ca urmare, restul adresei de destinaţie se poate referi la un grup de staţii de lucru înrudite logic sau la toate staţiile de lucru din reţea (toate 1-uri).
- **Adresa sursă.** Prezenţa adresei sursă în cadru se explică prin faptul că orice comunicaţie este bidirecţională, în sensul că orice cadru transmis are de obicei ca urmare emiterea unui cadru de răspuns. Acest câmp ocupă **6 octeţi** şi identifică **staţia de lucru** emiţătoare a pachetului de date. Cel mai din stânga **bit** al primului octet este **întotdeauna 0**.
- **Lungime/Tip.** Câmpul Lungime/Tip poate fi interpretat în două feluri: dacă valoarea acestuia este **mai mică de 1536 (0…600 în hexazecimal: $16^0*0+16^1*0+16^2*6=1536$)** - atunci el reprezintă

lungimea. Dacă este **mai mare de 1536** - el reprezintă **protocolul de nivel superior** folosit. Conţine **2 octeţi de date** ce identifică **tipul protocolului de nivel superior** care a emis (sau vrea să recepţioneze) acest pachet de date. Câmpul Tip este asignat de *Xerox* şi nu este interpretat de *Ethernet*. El face posibil ca protocoalele multiple de nivel înalt (denumite niveluri client – *Client Layers*) să împartă reţeaua fără a intra unul în mesajele celuilalt.

- **Porţiunea de date.** Ea reprezintă **mesajul de date** pe care se intenţionează ca pachetul să le transporte la destinaţie. Câmpul de date trebuie să fie **mai mare de 46 de octeţi**. Dacă datele sunt de lungime mai mică, atunci i se adaugă o „umplutură" numită *padding* pentru a ajunge la dimensiunea de 46 octeţi. Acest câmp nu are voie să depăşească valoarea de *MTU - Maximum Transmission Unit* - care pentru *Ethernet* este 1500 octeţi.

- **Câmpul de control *FCS*** este adăugat în cadru pentru a determina dacă nu cumva a avut loc o eroare în cadrul transmisiei.

Putem menţiona că un pachet întreg de date *Ethernet* are între 64 şi 1518 octeţi (suma tuturor octeţi fără Preambul) şi că dimensiunea minimă a unui mesaj de date este de 46 octeţi.

c) **Tratarea coliziunilor în protocolul *Ethernet*. Domeniul de coliziune** este acea zonă dintr-o reţea care va fi afectată de apariţia unei coliziuni în interiorul ei[16]. Reţelele ***Ethernet*** sunt de tip *share-media*, deci orice cadru transmis de către o staţie va fi recepţionat de către toate celelalte staţii din reţeaua locală. Toate calculatoarele, la recepţionarea unui cadru valid, vor verifica dacă adresa *MAC* înscrisă în cadrul câmpului destinaţie din *header*-ul cadrului primit este identică cu adresa *MAC* proprie. Dacă nu se stabileşte că cele două adrese sunt identice,

[16] Dispozitivele din categoria *hub*-urilor şi repetoarelor propagă coliziunea. Reţeaua locală poate fi împărţită în domenii de coliziune separate prin intermediul unor dispozitive din categoria *bridge*-urilor şi *switch*-urilor.

cadrul este ignorat şi nu va fi transmis către nivelul reţea.

d) Utilizarea pachetului de date *IEEE 802.3 Ethernet* [54]:

- Preambul. Câmpul ocupă 7 octeţi de date de sincronizare. Fiecare octet are acelaşi tipar de biţi 10101010.

- *SFD* (*Start Frame Delimiter*) **- delimitator de început de pachet.** *SFD* constă dintr-un singur octet care are tiparul de biţi 10101011 (Câmpurile Preambul şi *SFD* ale pachetului *IEEE 802.3* se potrivesc cu câmpul Preambul al celui *Ethernet*).

- Adresa de destinaţie. Câmpul conţine 2 sau 6 octeţi în funcţie de tipul de reţea *IEEE 802.3* şi indică **staţia de lucru** căreia îi este destinat pachetul. Ca urmare, toate adresele dintr-o reţea trebuie să fie adrese de 2 sau 6 octeţi.

Cel mai răspândit tip de protocol *IEEE 802.3*, numit *10BASE5*, specifică adrese de 6 octeţi. Primul bit al adresei de destinaţie este bitul individual/de grup (**I/G**). Acesta are **valoarea 0**, dacă adresa se referă la o **singură staţie de lucru**, sau **valoarea 1**, dacă reprezintă **un grup de staţii de lucru** (un mesaj de transmis).

- Adresa sursă. Este adresa de 2 sau 6 octeţi a staţiei emiţătoare.

- Lungimea. Ocupă 2 octeţi ce exprimă lungimea porţiunii de date a pachetului.

- Porţiunea de date. Câmpul variază între 0 şi 1500 octeţi de date. Dacă este mai mic de 46 octeţi, atunci câmpul următor este utilizat pentru a umple pachetul până la o dimensiune acceptabilă (minimă).

- Câmpul tampon. Conţine suficienţi octeţi de umplere pentru a asigura o anumită dimensiune minimă a pachetului de date. Dacă porţiunea de date este suficent de mare câmpul tampon nu apare în pachet (are lungimea 0).

- *CRC.* Conţine 4 octeţi ca la *Ethernet*.

În cazul ambelor protocoale (atât *Ethernet*, cât şi *IEEE 802.3 Ethernet*), dimensiunea pachetului de date fără preambul şi *SFD* este

aceeaşi: 64 – 1518 octeţi. Totuşi, la *IEEE 802.3* este permis ca aplicaţia, sau un nivel superior de protocol să trimită o zonă de date mai mică de 46 octeţi, deoarece pachetul de date este completat automat de nivelul *MAC*. La adevăratul protocol *Ethernet*, pachetele de date prea mici sunt considerate cazuri de eroare.

e) Utilizarea protocolului *IEEE 802.5* (*Token Ring*) [55]: Pentru reţeaua *IEEE 802.5 Token Ring* sunt definite trei formate de pachete de mesaje: mesaje *token*, pachete de date (*frame*) şi secvenţe de abandonare (*abort sequences*). În reţea, mesajele *token* circulă de la o staţie la alta ca printr-un inel. O staţie de lucru trimite un pachet de date **unităţii de acces multistaţie** *MSAU* (*MultiStation Access Unit*), care îndrumă pachetul spre următoarea staţie.

Fiecare placă adaptoare pentru reţea recepţionează un pachet de date de la vecin, regenerează semnalele electrice construind pachetul şi transmite rezultatul către următoarea staţie de lucru. Cu toate că diferenţele sunt invizibile, nu toate staţiile de lucru din reţea sunt egale. Una dintre staţii este desemnată ca **monitor activ**, adică îşi **asumă responsabilităţi suplimentare pentru a controla inelul.**

Monitorul activ menţine controlul temporizării în inel, emite noi mesaje *token* (dacă este cazul) ca funcţionarea să continue şi, în anumite condiţii, generează pachete de date pentru diagnoză. Monitorul activ **este ales în momentul iniţializării inelului** şi poate fi oricare dintre staţiile din reţea. Dacă acesta se defectează, există un mecanism prin care celelalte staţii (*monitoare standby*) pot decide care dintre ele va fi noul monitor activ.

f) Reţele locale fără fir *IEEE 802.11* [56]:

Reţelele locale fără fir (*WLAN*) oferă utilizatorilor aceleaşi facilităţi ca şi reţelele locale bazate pe infrastructura de cablu, dar fără limitarea impusă de fire. Standardizarea impusă reţelelor fără fir de *IEEE* şi *Wi-Fi Alliance* a permis **interoperabilitatea echipamentelor**,

ceea ce a dus în final la **scăderea costurilor şi la un proces de dezvoltare mai rapid**. În momentul de faţă viteza de transfer a datelor într-o reţea locală fără fir atinge ***54 Mbps***, iar costurile de instalare a reţelei fără fir sunt considerabil mai mici, ceea ce face ca instalarea unui *LAN* fără fir să fie o soluţie viabilă, nu numai în cazul utilizatorilor mobili, ci şi ca un substitut al *LAN*-urilor clasice.

IEEE 802.11 este o familie de protocoale care **defineşte nivelul Fizic şi subnivelul *MAC*** al nivelului Legatură de date. Standardul stabileşte ca medii de transmisie - **benzi de unde din domeniul infraroşu şi radio** (incluzând microundele). În domeniul radio sunt specificate **trei tipuri de transmisie** folosind unde radio din benzile nelicenţiate de frecvenţe *ISM* (***The industrial, scientific and medical*** *radio bands*) de ***2.4GHz*** **şi** ***5GHz***:

802.11a lucrează în banda de ***5GHz*** şi atinge viteze de ***54 Mbps****;* din cauza benzii diferite de transmisie este incompatibil cu *802.11b*, dar lucrează într-o bandă de frecvenţe mai puţin aglomerată şi oferă viteze de transmisie comparabile cu cele oferite de reţelele de cupru;

802.11b este primul standard lansat în domeniul reţelelor *LAN* fără fir, şi cea mai populară tehnologie astăzi; lucrează în banda de *2.4GHz* şi atinge viteze de ***11Mbps***; problemele de care s-a lovit acest standard au fost încărcarea benzii ***ISM*** **de** ***2.4GHz*** (în care lucrează multe alte sisteme, cum sunt *Bluetooth* şi cuptoarele cu microunde) şi viteza de transfer relativ mică, în condiţiile în care *FastEthernet* este implementat din ce în ce mai mult;

802.11g (ratificat în 2003) specifică o viteză de transfer de ***54 Mbps*** (egală cu viteza *802.11a*); fiind compatibilă cu tehnologia *802.11b* şi oferind viteze de vârf.

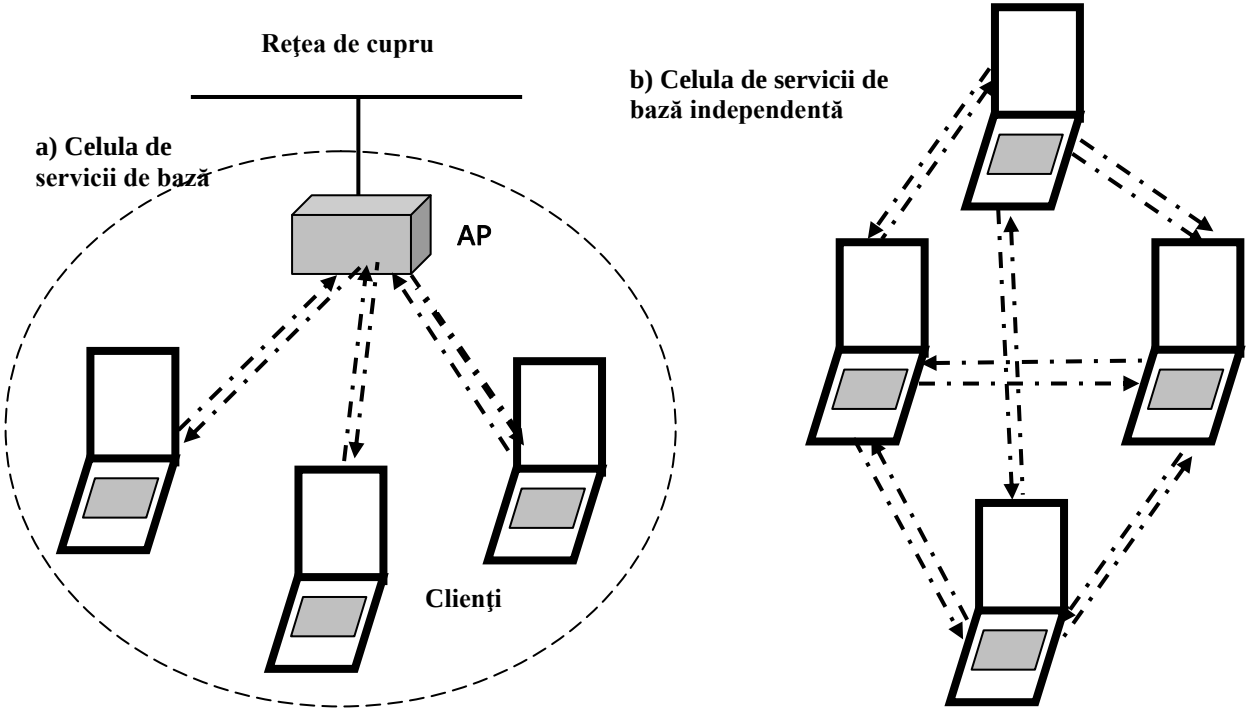


Fig. 3.5 a) *Basic Service Set* (*BSS*); b) *Independent Basic Service Set* (*IBSS*)

Echipamentele necesare implementării unei reţele fără fir *802.11* sunt: **adaptoare de reţea, care înlocuiesc plăcile de reţea tradiţionale** pentru calculatoare fixe sau mobile; un ***acces point*** (*AP*), care este punctul central al unei reţele fără fir, dar care poate funcţiona şi ca un repetor sau poate asigura conectivitatea între o reţea fără fir şi una clasică**; *bridge***-uri care conectează două reţele la distanţă.

O celulă de servicii de bază *BSS* (*Basic Service Set*) (vezi Fig. 3.5a) este formată dintr-un ***access point* (*AP*)** şi un număr de **clienţi** pentru care acesta este punctul central de conectivitate.

Conexiunea cu reţeaua de cupru este asigurată de *AP*. **Toţi clienţii comunică numai cu *AP*-ul**, şi nu între ei, ceea ce înseamnă că schimbarea poziţiei unui client în celulă trebuie să fie făcută astfel încât distanţa dintre client şi *AP* să nu depăşească o valoare maximă de acoperire a semnalului radio.

O celulă de servicii de bază independentă (numită şi celula *ad-hoc*, *IBSS* (vezi Fig. 3.5b) sau *Independent Basic Service Set*) este o topologie formată numai din staţii care comunică direct între ele. Minimul necesar pentru a pune la punct o asemenea topologie este numai de două staţii.

Cele trei tipuri de reţele fără fir specificate de *802.11* ating lăţimi de bandă între ***1 Mbps*** şi ***54 Mbps***, în funcţie de modalitatea de transmisie a datelor şi modularea lor.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Cum se numesc adresele folosite de nivelul Legătură de date?
2) Cine atribuie adresa fizică şi cea logică a dispozitivelor de reţea?
3) Care este modul de definire a tehnicilor de acces la mediul de transfer în reţele locale?
4) Explicaţi diferenţa dintre distribuţia plată şi cea ierarhică.
5) Descrieţi structura procesului de incapsulare.
6) Explicaţi avantajul împărţirii în cadre.

7) Structura generică a unui cadru de nivel 2.
8) Protocoale de comunicaţie la nivelul Legaturii de date şi particularităţile lor.
9) Pe care niveluri ale stivei *OSI* este situat *Ethernet*-ul?
10) Structura cadrului *Ethernet.*
11) Structura pachetului de date *IEEE 802.3 Ethernet.*
12) Utilizarea protocolului *IEEE 802.5* (*Token Ring*).
13) Reţele locale fără fir *IEEE 802.11*.
14) Arhitectura *IEEE 802.11*.

3.3. Tehnici de acces pentru retele largi (*WAN*)

Accesul fizic la Internet poate fi prin linie de telefon comutată (*dial-up*), access prin linie închiriată, linie de telefon *ISDN (Integrated Services Digital Network)*, linie de telefon *ADSL (Asymmetric Digital Subscriber Line)*, cablu (de *TV*), radio, sistemele de telefonie mobilă *GSM (Global System for Mobile Communications)*, *UMTS* (*Universal Mobile Telecommunications System*), satelit etc.

Retelele pe arie extinsa *WAN* functionează după protocoale proprii [57]. Viteza şi disponibilitatea conexiunii Internet **împarte serviciile** pentru utilizatorii finali în două categorii: **pe linie comutată** şi **de bandă largă (de mare viteză): conexiunile pe linie comutată** (*dial-up*) necesită o linie telefonică; **conexiunile de bandă largă** pot fi *ISDN*, Radio, Cablu, *DSL*, Internet prin *Satelit* sau direct *Ethernet*. Legătura de bandă largă e mai rapidă şi este disponibilă permanent, dar în acelaşi timp este şi mai scumpă.

Legăturile între diverşii *ISP* (*Internet Service Provider*) sau între punctele de prezenţă ale unui *ISP* sunt făcute de obicei printr-o reţea care transmite un volum imens de informaţii, folosind deseori fibră optică.

Tehnologiile *WAN* cele mai importante sunt împărţite in 5 grupe: *circuit-switched, packet-switched, cell-switched, dedicated digital, analog services*.

3.3.1. Comutaţie de circuite (*circuit-switched*) - numită şi **comutare sincronă**, este o tehnologie de telecomunicaţii care asigură pentru fiecare comunicaţie un ***debit* (administrarea *flux*-urilor) constant**, prin unele **canale temporale prin care informaţia circulă periodic**. Spre deosebire de tehnica de comutaţie de pachete (*packet switching*), în reţelele cu comutaţie de circuite **traseul de conexiune este fix** pe durata comunicaţiei şi este alocat **exclusiv pentru o comunicaţie** [58] .

O proprietate importantă a metodei comutării de circuite este necesitatea de **iniţializare a conexiunii**, **adică de a stabili o cale de la un capăt la altul înainte ca informaţiile să fie transmise**.

În cazul telefoniei**, intervalul de timp** dintre momentul formării numărului şi până se aude sunând telefonul poate dura chiar şi **zece secunde** (de exemplu în cazul convorbirilor internaţionale). Odată ce conexiunea a fost stabilită, singurele întârzieri sunt date de durata de propagare a informaţiei de la un capăt la altul, fără să apară pauze sau blocaje în trafic.

La reţelele cu comutaţia de circuite pot fi referite:

- *POTS* (*Plain Old Telephone System*) -** este numele de reţeaua de telefonie veche (comparativ cu „noi" tehnologii: *VoIP, ATM, ISDN*).

POTS oferă: transmisia de date *Full duplex* de sunet cu o gamă de frecvenţă de *300-3400 Hz.*

Avantajele: preţul avantajos al dispozitivelor (telefon); o gamă largă de echipamente cu standardele utilizate (*dial-up, fax*, voce); cerinţele scăzute pentru calitatea sistemelor de cablare. **Dezavantajele**: o linie de comutaţie oferă o singură conexiune la un

moment dat; viteza de transmisie extrem de scăzute (în jurul *64Kbit/s*); pentru fiecare canal client - postul telefonic trebuie să imparte o pereche de fire de cupru; nu este prevăzută corectarea erorilor etc.

Deşi *POTS* nu reprezintă un serviciu pentru comunicaţia de date între calculatoare, este inclus în această categorie din două motive: pe de o parte, multe din tehnologiile pe care le include fac astăzi parte din infrastructura aflată în continuă creştere; pe de altă parte, este considerat un model de încredere, uşor de folosit.

- ***Narrowband ISDN*** (*Servicii Integrate Digital Network*) - **bandă îngustă** *ISDN* - a reprezentat primul serviciu digital de tip *dial-up*. Servicii *ISDN,* iniţial funcţionează prin conectarea unei linii telefonice de cupru standard. **Avantajele** - aceasta aparţine acum la o reţea digitală stabil şi foarte de încredere. Utilizarea sa depinde de la o ţară la alta, asigurând o lăţime de bandă *128 Kbps-3 Mbps*.

3.3.2. Comutaţie de pachete (*Packet-switched*) - sau **comutaţia asincronă** este o tehnică de comunicaţii digitale, care constă în **separarea mesajelor de la o gazdă în blocuri de dimensiuni reduse - denumite pachete**, pentru a fi mai apoi transmise individual prin reţea, într-o succesiune rapidă. **Pachetele sunt transportate unul câte unul** prin reţea şi depozitate la gazda receptoare, unde sunt reasamblate în forma mesajului iniţial şi furnizate procesului receptor [59].

Comutaţia de pachete este o **tehnică mai avansată** decât simpla comutaţie de mesaje, prin aceea că fixează **o limită de dimensiune a blocurilor transmise**, astfel încât să nu blocheze linia *ruter-ruter* minute întregi.

Comutaţia de pachete **se deosebeşte** de o altă tehnică importantă de reţea, **comutaţia de circuite**, în multe privinţe:

1. Comutaţia de pachete **nu necesită iniţializarea conexiunii** (circuitului) între transmiţător şi receptor.

2. **La comutaţia de circuite** - se alocă lăţime de bandă pentru întreg traseul comunicaţiei, iar toate pachetele de informaţie urmează succesiv această cale prestabilită. Din contră, la comutaţia de pachete, **pachetele pot urma o cale diferită, urmând doar ca la final să poată fi recompus mesajul iniţial**. Consecinţa practică a acestui lucru este faptul că traficul prin reţelele cu comutaţie de pachete este **taxat pe unitate de informaţie (*bit*),** în timp ce comutaţia de circuite se taxează la intervale de timp.

3. Comutaţia de pachete poate lua **trei forme**, în funcţie de tehnica de dirijare a pachetelor în reţea:

- comutaţie **pe circuit virtual** (orientată pe conexiune): pachetul de date are **asociată o etichetă de identificare a canalului temporal** alocat în cadrul multiplexului temporal;

- **autodirijare**, presupune utilizarea de **etichete** care descriu explicit direcţiile succesive;

- datagramă[17] **(fără conexiune**), utilizează **pachete de date** care conţin o etichetă de identificare a destinatarului.

La reţelele cu comutaţia de pachete pot fi referite:

- ***X.25*** **(***Packet Switching***) -** deşi este o tehnologie veche, se mai foloseşte încă. Oferă siguranţă în transmiterea datelor, dar **lăţimea de bandă** este limitată la *2 Mbps*.

- ***FR*** (*Frame Relay*) - este versiunea bazată pe comutarea pachetelor a *Narrowband ISDN* (*Integrated Services Digital Network*). A devenit cea mai populară tehnologie *WAN* asigurând o lăţime de bandă maximă de *1,544 Mbps*.

3.3.3. *Cell-switched. ATM* (*Asyncronous Transfer Mode*) - similară tehnologiei *broadband ISDN*, a devenit una din cele mai importante tehnologii *WAN*, cu o **lăţime de bandă** de *622 Mbps*.

[17] Termenul „datagramă" desemnează faptul că fiecare pachet este tratat ca o entitate individuală care nu are nici o relaţie secvenţială cu alte pachete.

ATM este o **tehnologie completă**, în sensul că implementează mecanisme de la **echivalentul nivelului 2 *ISO-OSI* pana la nivelul 7, şi** revine foarte puternic ca o soluţie potrivită în reţelele mixte de date, voce şi video [60].

Tehnologia *ATM* **se bazează pe comutarea de celule**, care pot fi văzute **ca nişte cadre foarte mici** de dimensiune constantă (**53 de octeţi din care 7 – este antet**). Datorită acestei proprietăţi de dimensiune fixă, *ATM* se pretează **bine la transportul fluxurilor de date cu comportament predictibil** (lăţime de bandă puţin variabilă), cum ar fi vocea şi video. Operatorii de telefonie mobilă din unele ţări îşi bazează întreaga reţea de voce pe tehnologie *ATM*.

3.3.4. Dedicated digital. Multiplexare în telefonie:

a) **Fluxuri *E1, E3* şi *T1, T3*** [53]. Industria telefonică foloseşte pe scară largă **multiplexarea**, ceea ce permite existenţa **mai multor convorbiri simultane**. Prima „formă" de telefonie a fost cea analogică, apoi a apărut cea digitală, care, datorită numeroaselor avantaje tehnice, a evoluat extrem de rapid.

Canalul cu **lăţimea de bandă de *64Kbps*** este folosit pentru transmiterea vocii umane în format digital. Acest canal a fost numit ***DS0*** (***Digital Signal 0***) (şi echivalentele lui ***E0*** şi ***J0***) şi reprezintă **unitatea fundamentala în telefonia digitală** în Statele Unite, Europa, Japonia, precum şi în sistemele moderne, cum ar fi sincrone *SDH / SONET*.

Primul astfel de flux se numeşte ***T1*, şi conţine 24 de canale *DS0***. În Europa, s-a standardizat fluxul **E1, care conţine 32 de canale *DS0***. Seriile *T* în Statele Unite ale Americii şi *E* în Europa au devenit cele mai importante tehnologii *WAN*. **Lăţimile de bandă corespunzătoare** sunt: *T1 – 1,544 Mbps*; *T3 – 44,736 Mbps*; *E1 – 2,048 Mbps*; *E3 – 34,368 Mbps*.

Pentru a limita numărul de cabluri necesare implicat în schimbul

de apeluri de voce, un sistem a fost construit în mai multe *DS0*-s care sunt **multiplexate împreună pe circuitele de capacitate mai mare**. În acest sistem, 24 canale *DS0*-s sunt multiplexate într-un semnal ***DS1*** - corespunzător cu ***T1*** (sârmă de cupru); 28 canale ***DS1***-s sunt multiplexate într-un ***DS3*** - corespunzător cu ***T3*** (sârmă de cupru).

b) ***xDSL* (*Digital Subsriber Line, x - for family of tehnologies*).** Serviciile tradiţionale de telefonie (numite şi *POTS - Plain Old Telephone Service*) folosesc **cabluri de cupru torsadate pentru a transmite vocea umană**. Aceste sisteme de telefonie au fost gândite pentru voce, drept care sunt optimizate pentru frecvenţe între *300 şi 3000Hz*. Cu toate acestea, **cablurile în sine permit şi implementarea unor soluţii mai performante**, astfel că a apărut o nouă tehnologie numită *DSL* (*Digital Subscriber Line*).

Prima bandă de frecvenţă (până în *20KHz*) să fie folosită **pentru telefonie**, iar restul frecvenţelor să fie folosite **pentru date**. În acest fel, pe acelaşi cablu de telefon putem avea şi telefonie normală, iar pe frecvenţele de la *25KHz* în sus se foloseşte *DSL*.

Putem spune, că tehnologie *WAN* este dedicată în special *homeuser*-ilor. Sunt incluse aici: *HDSL - high-bit-rate DSL*; *SDSL - single-line DSL*; *ADSL - asymmetric DSL*; *VDS*L - *very-high-bitrate DSL*; *RADSL - rate adaptive DSL*. De exemplu, *ADSL* se referă la **natura asimetrică a conexiunii**, adică **lăţimea de bandă folosită** pentru *download* este mult mai mare decât cea folosită pentru *upload*. Acest lucru este un avantaj pentru cei care intenţionează să-şi instaleze *ADSL* pentru a naviga pe Internet, însă nu este foarte convenabil pentru cei care doresc să ţină o pagină de *web online*.

Avantajele majore sunt că, această conexiune *DSL* este activă în permanenţă (nu este nevoie de sunat ca la *dial-up*), iar partea de telefonie poate fi folosită pentru convorbiri prin telefon obişnuite. Alt avantaj este viteza relativ mare (de ordinul a câţiva *Mbps*) comparativă cu o conexiune *dial-up* (vezi Anexa 4).

Dezavantajul este că abonatul trebuie să fie aproape de centrala telefonica, pentru că în cele două capete ale liniei (la client şi la centrala telefonică) se află câte un modem *DSL* care funcţionează la **frecvenţe mari şi limitează distanţele la care pot funcţiona**. Atunci când sunt pornite aceste două modemuri, ele negociază între ele viteza la care pot comunica. Deşi în cazul *ADSL* viteza teoretică este în jur de *8 Mbps*, practic viteza reală negociată depinde de distanţa la care se află cele două modemuri (o viteză obţinută foarte frecvent şi cu uşurinţă este *1 Mbps*). Un alt dezavantaj este faptul că viteza la care se sincronizează modemurile depinde mult de calitatea liniei telefonice.

c) Dacă se doreşte interconectarea mai **multor echipamente produse de firme diferite,** atunci se optează de multe ori pentru folosirea **încapsulării *PPP*** (*Point-to-Point Protocol*) - este un protocol de nivel 2 folosit pentru a încapsula date pe interfeţele seriale sincrone. *PPP* prezintă numeroase **avantaje** faţa de alte încapsulări existente, dintre care menţionăm:

- Este standardizată şi implementată la fel de toţi producătorii de echipamente;
- Permite folosirea pe acelaşi ruter a mai multor protocoale de nivel 3;
- Poate fi folosită pe interfeţele seriale sincrone, pe cele asincrone (atunci când facem *dial-up* folosind un modem), şi pe interfeţe *ISDN*;
- Este posibilă autentificarea.

Să detaliem funcţionarea *PPP*-ului. În primul rând, acesta are o structură ierarhică, şi anume conţine două sub-protocoale:

LCP - *Link Control Protocol* - pentru stabilirea conexiunii punct la punct;

NCP - *Network Control Protocol* - folosit pentru configurarea anumitor protocoale de nivel 3 (de exemplu, cu ajutorul *NCP*-ului primim automat un *IP* - o adresă de nivel 3 - atunci când facem *dial-up* la un *ISP* - *Internet Service Provider*).

Protocolul *PPP* suportă **compresia**, ceea ce este extrem de util atunci când avem un procesor mai puternic însă lăţimea de bandă mai mică.

Una dintre cele mai importante facilitaţi ale *PPP*-ului o reprezintă **autentificarea**. Atunci când se încearcă conectarea (fie prin *dial-up*, fie două rutere între ele prin serială sincronă) se foloseşte un protocol de autentificare care verifică dacă acea conectare este autorizată. Cele două metode de autentificare suportate de *PPP* sunt:

***PAP* (*Password Authentication Protocol*)** - Clientul (*dial-up* sau ruter) trimite combinaţia user/parolă, necriptate, până când serverul îl acceptă (dacă combinaţia e corectă) sau până când conexiunea se închide (dacă combinaţia nu e bună). Este o metodă slabă de autentificare, pentru că nu criptează parola şi pentru că **clientul este cel care trimite când vrea combinaţia**, el este cel care „începe" autentificarea.

***CHAP* (*Challenge Handshake Authentication Protocol*)** - este folosit atât la stabilirea conexiunii cât şi după aceea, periodic, după un timp aleator, pentru a verifica identitatea clientului. Cum funcţionează autentificarea: serverul trimite clientului un mesaj de „încercare" numit „*challange*". Clientul preia acest mesaj şi parola configurată, trimite un răspuns serverului. Serverul calculează un răspuns pe baza mesajului trimis şi a parolei pe care o are configurată şi compară rezultatul cu răspunsul primit de la client. Dacă mesajele coincid, înseamnă că parola pe care a folosit-o clientul pentru a genera răspunsul este identică cu parola folosită de server pentru verificare, deci identitatea clientului este verificată şi se stabileşte conexiunea. Dacă răspunsul nu se potriveşte, atunci conexiunea este închisă. Pentru a fi sigur că la celălalt capăt se află mereu clientul autentificat iniţial, serverul trimite din când în când astfel de mesaje de *challenge* şi procedura explicată mai sus se repetă.

d) Există **două sisteme de transmisie cu multiplexare sincrone**: 1) ***SDH* (*Synchronous Digital Hierarchy*)** - Ierarhia digitală sincronă, şi 2) ***SONET* (*Synchronous Optical* NET*work*).**

1) **Sistemul *SDH*** este practic sistemul European, iar sistemul SONET este sistemul American. Cele două sisteme utilizează acelaşi algoritm de multiplexare, au aceleaşi informaţii de control, au cadre de transport cu dimensiune şi structură asemănătoare. Cadrele de transport de bază nu sunt identice (au dimensiuni diferite) [61].

2) ***SONET*** - este proiectată pentru medii bazate pe **fibra optică,** poate fi implementată şi în cazul firelor de cupru. Oferă lăţimi de bandă de la *51,84 Mbps* la *9952 Mbps*. *SONET* este un standard al *ANSI* (*American National Standards Institute*) pentru transmisii de **date sincrone** pe medii optice. SONET oferă standarde pentru debite de linie de până la *39,808 Gbps*. *SONET*-ul are o serie de **avantaje** faţă de sistemele asincrone. Tehnica sa de multiplexare permite o **tactare sincronă simplificată**. Configuraţia de tip *hub* adaugă o bună **flexibilitate sistemului**, permiţând **convergenţa unor protocoale de reţea** (*ATM, IP*).

3.3.5. *Analog services* – este reprezentat prin: *Dial-up* de acces; *Cable modems; Wireless* legăturile. Analizăm aceste posibilităţi ale serviciul analogic [62]:

1) *Dial-up* de acces la distanţă - serviciu care permite computerului, utilizând un modem şi o reţea de telefonie, să se conecteze la un alt calculator pentru a **iniţializa sesiune de date**. De obicei, cu acest scop se folosesc în două puncte protocol *PPP*. Conexiune telefonică **prin intermediul unui modem** nu are nevoie de orice infrastructură suplimentară, în afară de reţeaua de telefonie. În unele ţări, acces *dial-up* la Internet rămâne cauza principală a costului ridicat de acces în bandă largă, şi, uneori o lipsă a cererii de servicii în rândul populaţiei.

Dial-up are nevoie **de timp pentru a stabili o conexiune** (de câteva secunde, în funcţie de locaţie). Costul de acces la Internet prin *dial-up* este determinat deseori de timpul petrecut de utilizator în reţea, mai degrabă decât volumul de trafic.

2) Primul sistem asimetric de ***cable modems*** de mare viteza a fost dezvoltat, a demonstrat şi brevetat de reţele hibride în 1990. Dezvoltat de *CableLabs* standard a fost numit *DOCSIS* (*Data Over Cable Service Interface Specification*) - de transmisie a datelor prin cablurile coaxiale. *Cable modems* foloseşte ca mediu de transmisie cablul TV şi asigură o lăţime de bandă maximă de *10 Mbps.*

Standardul *DOCSIS* a fost destinat să înlocuiască standardele veche, bazate pe protocoalele incompatibile între ele, şi să asigure interoperabilitatea echipamentelor de la diferiţi producători.

3) ***Wireless* legăturile** - în acest caz sunt de două tipuri: **terestre** sau prin satelit şi pentru utilizatorii „**mobili**".

- *Wireless LAN* (*Wireless Local Area Network*; *WLAN*) – reprezintă o reţea locală fără fir. Cu această metodă transmiterea datelor în reţea se efectuează prin intermediul undelor. Cele mai răspândite metode de construire a reţelelor sunt ***Wi-Fi* si *WiMAX***. Aceste tehnologii conţin multe caracteristici asemănătoare (standardele dezvoltate în baza *IEEE*, ambele încep cu „*802.*"), dar aceste tehnologii sunt destinate la rezolvarea problemelor diferite.

- *WiMAX* - un sistem de **rază mare de acţiune**, care acoperă **mile de spaţiu**, care foloseşte de obicei, frecvenţele autorizate de spectru pentru a oferi conexiune la **Internet punct-la-punct**. *WiMAX* este văzut ca o soluţie pentru accesul la Internet în **mediul rural**. Raza de acţiune a emiţătorului este de aproximativ **30-50 de kilometri**. Viteza de accesare a Internetului este de până la *70-75 Mbps,* iar costurile sunt destul de mici.

WiMAX utilizează un **mecanism bazat pe o legătură între staţia de bază şi dispozitivul de utilizator**. Această tehnologie a fost proiectată să ofere acces fără fir de bandă largă în reţele

metropolitane cu performanţe comparabile cu cablul tradiţional, *DSL* şi *T1*. **Avantajele**: abilitatea de a porni rapid acest serviciu chiar şi în zone unde ar fi greu de ajuns cu interfeţe pe bază de cablu, evitarea costurilor mari de instalare, şi posibilitatea de a depăşi limitările fizice ale infrastructurilor tradiţionale cu conexiune prin fir.

- ***Wi-Fi*** - un sistem de **rază scurtă de acţiune**, care acoperă **zeci de metri**, care utilizează **benzile de frecvenţă fără licenţă**. *Wi-Fi* este numele comercial pentru tehnologiile construite pe baza standardelor de comunicaţie din familia ***IEEE 802.11*** utilizate pentru realizarea de reţele *LAN* fără fir (*wireless, WLAN*) **la viteze echivalente cu cele ale reţelelor cu fir** electric de tip *Ethernet*. *Wi-Fi* este folosit de către utilizatori pentru a accesa reţeaua proprie.

În cazul în care *WiMAX* poate fi comparat cu telefoane mobile, *Wi-Fi* este mai mult ca un telefon fix fără fir. Datorită ieftinătăţii şi uşurinţei de instalare, *Wi-Fi* este adesea utilizat pentru a oferi clienţilor acces rapid la Internet prin diverse organizaţii. **Suportul pentru *Wi-Fi*** este furnizat de diferite dispozitive *hardware*, şi de aproape toate sistemele de operare moderne pentru calculatoarele personale (*PC*), rutere, telefoane mobile şi cele mai avansate console de jocuri.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Cum poate fi realizat accesul fizic la internet?
2) Cum se efectuează conexiunile pe linie comutată şi conexiunile de bandă largă?
3) Enumeraţi şi caracterizaţi grupele în care sunt împărţite tehnologiile *WAN*.
4) Fluxurile ***E1, E3* şi *T1, T3 şi caracteristicele lor.***
5) Descrieţi modul de utilizare a cablurilor de cupru torsadate.
6) Explicaţi modul de interconectare a mai multor

echipamente produse de diferite firme.

7) Enumeraţi sistemele de transmisie cu multiplexare sincrone.
8) Cum poate fi reprezentat *analog services* şi analizaţi posibilităţile lui.

3.4. Sisteme de telefonie mobilă

Telefoanele mobile nu sunt decât transmiţătoare radio ceva mai complexe. Nici una din tehnologii de telefonie mobilă **nu a fost standardizată**. Analizăm unele din tehnologii mai detaliat.

3.4.1. *AMPS* (*Advanced Mobile Phone System*) - primul sistem mobil utilizat extins, odată cu care apare noţiunea de **telefonie celulară analogică**.

O celulă dispune de o staţie de bază (formată numai dintr-o antenă plasată pe un turn şi un echipament de calcul) şi este relativ restrânsă în dimensiune (**diametrul nu depăşeşte 20Km**).

Staţiile de bază ale celulelor dintr-o arie geografică se conectează la un singur centru, numit *MTSO* (*Mobile Telephone Switching Office*) (vezi Fig. 3.6). Într-o arie geografică mai mare, centrele *MTSO* se ierarhizează pe câteva niveluri, pentru ca în final toată reţeaua fără fir să fie conectată la reţeaua de telefonie fixă.

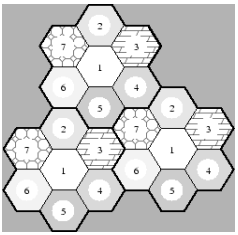


Fig. 3.6. Sistemul mobil celular [11]

Sistemul lucrează în **banda de frecvenţă *UHF* de *800MHz*, folosind 832 de canale duplex** pentru a separa conversaţiile (prin divizare în frecvenţă, *FDM* - vezi Fig. 3.7); fiecare asemenea canal

duplex are alocate **două canale simplex cu lăţimea de *30 KHz***, unul de transmisie în banda *824 - 849 MHz* şi unul de recepţie în banda *869 - 894 MHz*. **Lăţimea de bandă** a unui canal a fost aleasă astfel încât **calitatea transmisiei de voce să fie comparabilă cu transmisia de voce din sistemul de telefonie fixă**.

Canalele disponibile **se împart în şapte părţi egale** şi se asignează celulelor, pentru reutilizarea frecvenţelor în sistem. Chiar şi după împărţire, nu toate canalele transmit date (**voce în formă analogică**) în cadrul conversaţiilor; există şi: **canale de comandă**, pe care staţiile de bază le folosesc pentru managementul clienţilor, şi pe care transmisia se face digital; **canale de acces**, pentru alocarea canalelor de date; **canale de semnalizare**, pentru anunţarea apelurilor.

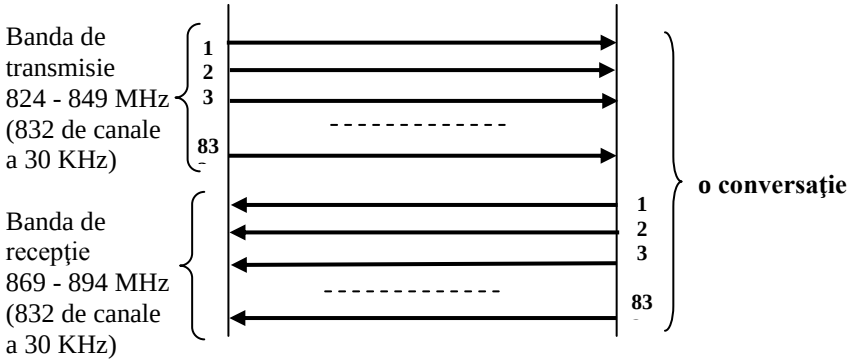


Fig. 3.7. *FDM* în sistemul *AMPS*

Fiecare telefon mobil are scris în *hardware* un **număr serial de 32 de biţi, numit *ETS* (*Electronic Serial Number*)** echivalent cu adresa *MAC* a unui calculator într-o reţea. Pe lângă acesta, „**adresa" sa logică este un număr de telefon format din 10 cifre, numit *MIN*** (*Mobile Identification Number*). La fel, fiecare serviciu de telefonie mobilă are alocat **un cod de recunoaştere de 5 cifre**, **numit *SID*** (*System Identification Code*).

La intrarea în reţea telefonul ascultă canalul de control până când aude codul de recunoaştere al serviciului, *SID*, care trebuie să fie egal cu codul serviciului programat în telefon (în cazul când clientul nu dispune de *roaming*). **Pentru a fi activat**, telefonul trimite pe canalul de comandă o cerere de înregistrare, care conţine numărul său serial *ETS* şi numărul de telefon *MIN*; staţia de bază informează centrul *MTSO* de poziţia utilizatorului, care este înregistrat în sistem. Astfel, staţia centrală *MTSO* memorează într-o bază de date celula în care se găseşte utilizatorul, pentru a putea ruta apoi convorbirile către el. Dacă *SID*-ul codat în telefon nu este egal cu cel transmis pe canalul de control, atunci conversaţiile clientului nu se pot desfăşura decât prin roaming. **Serviciul de roaming** presupune un contact între centrele *MTSO* local şi cel originar al clientului.

La generarea unui apel, telefonul client trimite pe un canal de acces datele sale de identificare şi numărul apelat. Pentru primirea unui apel, *MTSO* determină poziţia clientului destinaţie în sistem şi cererea este trimisă staţiei de bază a celulei respective; aceasta trimite un mesaj pe canalul de semnalizare conţinând numărul de telefon al staţiei destinaţie, care răspunde la mesaj. **După confirmarea prezenţei clientului destinaţie**, staţia de bază îi trimite numărul canalului pe care se va desfăşura conversaţia, care apoi poate începe.

3.4.2. *D-AMPS* (*Digital Advanced Mobile Phone System*) - este varianta digitală, care a succedat *AMPS* şi se foloseşte în *SUA* şi în Japonia. *D-AMPS* este proiectat astfel încât să fie **perfect compatibil cu varianta sa analogică** şi să poată coexista în aceeaşi celulă.

În cazul încărcării sistemului în urma creşterii numărului de utilizatori, pentru *D-AMPS* s-a alocat un set nou de canale în intervalele *1880 - 1910 MHz* pentru transmisie şi *1930 - 1990 MHz* pentru recepţie. Astfel, cele două benzi de frecvenţe, *800 MHz* şi *1900 MHz*, coexistă.

Diferenţa de bază între *D-AMPS* şi *AMPS* este faptul că în

noua tehnologie semnalul de date captat de microfon pentru transmisie este **transformat în semnal digital în telefonul clientului**. Digitizarea este urmată de compresie, prin care se micşorează cantitatea de date transmisă pentru a **transmite cel puţin trei conversaţii pe aceeaşi pereche de canale**, asigurând fiecărui utilizator o bandă de voce de *8 Kbps*.

3.4.3. *GSM* (*Global System for Mobile Communications*) – se foloseşte pe scară largă în Europa: legătură prin radio, de la un telefon celular de tip *smartphone*, de la un calculator portabil sau, mai general, de la un dispozitiv *Internet* mobil la antena celulară terestră, utilizând tehnicile *GSM* sau *UMTS* (*Universal Mobile Telecommunications System*)[18]. În ţările acoperite de *GSM*, acelaşi telefon poate opera în orice locaţie, după schimbarea *provider*-ului de servicii prin schimbarea cartelei *SIM* (*Subscriber Identification Module* - un modul care memorează datele de identificare şi de conectare la serviciu pentru un anumit *provider*) de identificare a serviciului.

Asemănările între cele două sisteme (*D-AMPS* şi *GSM*) sunt mai evidenţiate decât deosebirile, însă **cele două tehnologii rămân incompatibile**.

La fel ca *D-AMPS*, *GSM* foloseşte două benzi de frecvenţă în jurul a *900 MHz* care găzduiesc perechile de canale simplex. Banda alocată la *890.2 - 914.8 MHz* este împărţită în ***124* de canale** de transmisie de *200 KHz*, la fel ca banda alocată între *935.2 - 959.8 MHz*, pentru recepţie. Pentru *D-AMPS* există o bandă suplimentară la *1800 MHz* formată din două intervale pentru transmisie (*1710-1785 MHz*), respectiv recepţie (*1805-1880 MHz*).

[18] Este unul din standardele generaţiei a treia de comunicaţie radio mobilă *3G*. Pentru a diferenţia *UMTS* din celelalte tehnologii de reţea, *UMTS* mai este numit şi *3GSM*, subliniind combinaţia dintre *3G* şi standardele *GSM*.

Lărgimea de bandă mai mare a canalului face ca, în final, banda de voce alocată unui client să ajungă la *13 Kbps*, pentru o calitate mai bună a transmisiei.

3.4.4. *CDMA* (*Code Division Multiple Access*) – completează tehnologiile digitale pe larg folosite în *SUA* în paralel cu *D-AMPS*. În esenţă, *CDMA* este o tehnologie de **transmisie în spectru larg**, spre deosebire de *AMPS* şi *GSM*, care împart spectrul alocat în canale înguste.

Coliziunile, care în **domeniul digital** înseamnă însumarea amplitudinilor, nu sunt tratate ca nefolositoare, ci sunt folosite pentru a „extrage" din secvenţa de date suprapuse datele trimise de staţii diferite.

Pentru a evita coliziunea, transmiterea semnalelor poate fi divizată în timp (*divizia de timp*), în benţi de frecvenţă (*frequency division*) şi folosind **codurile de acces la mediu** (*divizia de cod*). *CDMA* utilizează ultimul mod de evitare a confuziilor.

În tehnologia *CDMA* **fiecare bit de informaţii este înlocuit de un cod**, în forma unei secvenţe de 64 sau 128 de biţi (vezi Fig. 3.8). Această serie este luată de la o secvenţă de pseudo-aleatoare. Prin înlocuirea fiecărui bit cu codul lui respectiv (presupunem *10 bps*), putem multiplica semnalul de ieşire pe 10, obţinând *100 kbit/s*. Astfel, transmiterea semnalului va fi efectuată de 10 ori mai repede.

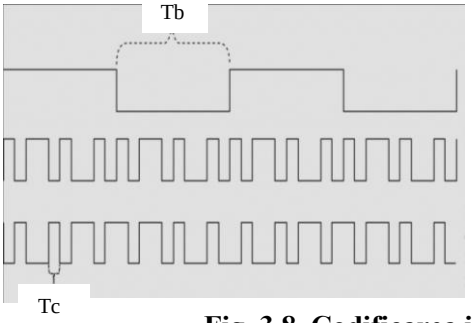
Codificatorul *CDMA* este alcătuit din două părţi, prima - **împarte secvenţa de biţi** generate de un encoder (opţional) în ***M* seturi** (de exemplu, în cazul în care succesiunea a fost +1-1+1, va fi ***M* ori de „+1", *M* ori de „-1",** etc.), şi a doua parte - **înmulţeşte fiecare set construit** (numit **codul de canalizare de lungime *M*) la codul informaţiei de date**.[19] La recepţie semnalurile pot fi decodate

[19] Pentru ca sistemul să funcţioneze, **secvenţele de acces ale tuturor**

doar de cei care au codul **exact cu codul de canalizare**.

Cu privire la codificarea *CDMA*, pot exista două cazuri, **multiplexare sincronă şi asincronă**:

Multiplexare sincronă - secvenţele generate se **înmulţesc la codurile de fiecare utilizator primite exact în acelaşi timp** de la toţi utilizatorii. Dacă în aplicarea codurilor de canalizare, toate codurile ortogonale sunt considerate 0, atunci semnalul primit reprezintă un zgomot termic. De exemplu, şir binar 1011 este reprezentat de vectorul (1, 0, 1, 1). Vectorii pot fi înmulţite scalar[20], prin însumarea scalarilor de componentele lor respective (de exemplu, dacă $a = (a, b)$ şi $v = (c, d)$, apoi produsul lor scalar $u \cdot v = ac + bd$.



Datele

T_c - Codul pseudo-aleator generat de un encoder

T_b - Codul transmis

Fig. 3.8. Codificarea informaţiei în *CDMA*

Multiplexare asincronă - secvenţele nu sunt sincronizate între

---

staţiilor din sistem trebuie să fie ortogonale reciproc. Dacă această condiţie este îndeplinită, atunci dintr-o secvenţă de date rezultată din coliziunea mai multor transmisii se poate recupera secvenţa transmisă de o anumită staţie, cunoscând codul ei de acces, făcând un simplu produs între vectorul rezultat prin coliziune şi codul de acces respectiv (vezi exemplul prezentat mai jos).

[20] În cazul în care produsul scalar este egal cu zero, doi vectori sunt ortogonale reciproc. Ortogonalitatea garantează că modificarea efectului tehnic produs de o componentă a unui sistem nici nu creează, nici nu propagă efecte secundare în alte componente ale sistemului.

ele şi, pe lângă zgomotul termic, vor fi semnalele de la alte canale cu un număr mare de coduri (**ortogonate reciproc**). Spre deosebire de *CDMA* sincrone, semnalele de alţi utilizatori vor apărea ca zgomot şi din această cauză este necesar să fie cât mai puţine.

Următorul exemplu demonstrează cum semnalul fiecărui utilizator poate fi codificat şi decodificat [63]:

În acest exemplu se utilizează coduri cu doar 2 biţi. Fiecărui utilizator i se asociază un cod diferit. Un *bit 1* este reprezentat de un cod pozitiv, şi *bit 0* este reprezentat de un cod negativ.

Dacă codul pseudo-aleator este $v=(v_0, v_1) = (1, -1)$ şi data de transmisie =(1, 0, 1, 1), atunci datele codificate sunt:
(v, –v, v, v) = $(v_0, v_1, -v_0, -v_1, v_0, v_1, v_0, v_1)$ = (1, –1, –1, 1, 1, –1, 1, –1).
Encode=M_*(*data*) - (1,1,1,1).

step	Codificare (*encode*) sender 0	Codificare (*encode*) sender 1
0	*code0* = (1,–1), *data 0* = (1,0,1,1)	*code1* = (1,1), *data 1* = (0,0,1,1)
1	*encode0* = M_*(*data*) - (1,1,1,1)= 2_*(1,0,1,1)–(1,1,1,1) = (1,–1,1,1)	*encode1* = M_*(*data*) - (1,1,1,1)= 2_*(0,0,1,1)–(1,1,1,1) = (–1,–1,1,1)

Pentru că *signal0* şi *signal1* sunt transmise în acelaşi timp, acestea se adaugă pentru a produce un semnal comun:
(1,–1,–1,1,1,–1,1,–1) + (–1,–1 –1,–1,1,1,1,1) = (0,-2,-2,0,2,0,2,0)
Acest semnal comun este numit un **model de interferenţă**. Tabelul următor explică funcţionarea lui şi arată că semnalele nu interferează unul pe altul:

Step	*Decode sender0*	*Decode sender1*
0	*code 0* = (1,–1), *signal* = (0,–2,–2,0, 2, 0, 2, 0)	*code1* = (1, 1), *signal* = (0,–2,–2,0,2,0,2,0)
1	*decode0 = signal$_*$cod0(vector)*	*decode1 = signal$_*$cod1(vector)*

2	*decode0* = ((0,–2),(–2,0),(2,0),(2,0))∗(1,–1)	*decode1* = ((0,–2), (–2,0),(2,0),(2,0)) ∗ (1,1)
3	*decode0* = ((0+2),(–2+0),(2+0), (2+0)) = (2,–2,2,2)	*decode1* = ((0 –2), (–2+0), (2+0), (2+0)) = (–2,–2,2,2)
4	*decode0* --> *data0* (2,–2,2,2) --> (1,0,1,1)	*decode1* --> *data1* (–2,–2,2,2) --> (0,0,1,1)

După decodare, toate valorile **mai mari decât 0** sunt interpretate ca 1, în timp ce toate valorile **mai mici decât 0** sunt interpretate ca 0. De exemplu, după decodificare, este *data0* (2, -2, 2, 2), dar receptorul interpretează acest lucru ca (1, 0, 1, 1). **Valorile exact 0** înseamnă că expeditorul nu transmite date, cum este prezentat în tabelul următor.

Presupunem *signal0* = (1, –1, –1, 1, 1, –1, 1, –1) este transmis singur. Următorul tabel arată decodare la receptor:

Step	Decode sender0	Decode sender1
0	*code0* = (1, –1), *signal* = (1,–1, –1, 1, 1, –1, 1, –1)	*code1* = (1, 1), *signal* = (1, –1, –1, 1, 1, –1, 1, –1)
1	*decode0 = signal∗cod0*	*decode1 = signal∗cod1*
2	*decode0* = ((1,–1),(–1,1),(1,–1),(1,–1))∗(1,–1)	*decode1* = ((1,–1),(–1,1),(1,–1),(1,–1))∗(1,1)

Când receptorul încearcă să decodeze semnalul folosind codul de *sender1* şi datele sunt toate zerouri, aceea corelaţia clarifică că *sender1* nu a făcut nici o transmisie a datelor.

3.4.5. ***EDGE*** **(*Enhanced Data Rates for GSM Evolution*)** se referă la o tehnică pentru creșterea ratelor de transmitere a datelor în rețelele de telefonie mobilă GSM prin introducerea unei metode modulare suplimentare. *EDGE* reprezintă o dezvoltare a tehnologiei GSM, care se integrează cu efort moderat în rețelele de telefonie

mobilă fără a modifica sau substitui infrastructura existentă. În esență, este necesar să se actualizeze *software*-ul de stație de bază *GSM* şi, după caz, eventual înlocuirea unor componente individuale.

3.4.6. *3G* (*Third Generation*). Telefonia mobilă analogică a format **prima generaţie de servicii mobile**. Sistemele digitale (prin dezvoltarea celor analogice) formează **generaţia** a **doua**. Serviciile mobile în viitor vor integra serviciile de digitizare a **transmisiilor de voce cu transmisiile de date**, pentru ca acelaşi dispozitiv să înlocuiască telefonul mobil, staţia de conectare la Internet, staţia de jocuri, playerul de *CD* şi *DVD* sau editorul de text.

Analizăm în scurt unele tehnologii din aşa numite „Proiecte *3G*".

- *3GPP* (*Generation Partnership Project*,) este o colaborare între asociaţii şi grupuri de telecomunicaţie în scopul definirii unui **standard comun** care să respecte recomandările *International Telecommunication Union* (*ITU*). *3GPP* **se bazează pe specificaţiile *GSM*** şi se referă la arhitecturile transmisiilor radio, reţelei centrale (*core network*) şi de servicii pentru standardul *UMTS* (*Universal Mobile Telecommuni-cations System*).

- *3GPP2* (*Generation Partnership Project* 2) este o colaborare între asociaţii şi grupuri de telecomunicaţie în scopul definirii unui **standard comun** care să respecte recomandările *ITU*. *3GPP2* **se referă la standardele *3G* bazate pe tehnologia *2G CDMA***, şi defineşte standardul *CDMA2000*.

- *3.9G* - este o tehnologie în telefonia mobilă **bazată pe standardul *3G,*** dar cu capabilităţi deja apropiate de *4G*. Va permite **transferul de date fără fir** la viteze aproape egale cu cele ale cablurilor de fibre optice, de ordinul a *100 Mbps* (faţă de maximum *7,2 Mbps* la tehnologia *3G*). Acest lucru este posibil datorită folosirii **noului sistem de telecomunicaţii** *LTE* (***Long Term Evolution***), care expandează gama frecvenţelor de aproape 10 ori în comparaţie cu cele folosite în anul 2009 în telefonia mobilă. Totodată, un telefon mobil

are nevoie de până la 4 antene, în comparaţie cu una singură la telefoanele *3G*.

Sistemul *3.9G* schimbă de asemenea felul în care este alocată transmisia datelor. **În tehnologia *3G*** transmisia datelor de către utilizatori diferiţi este alocată **ori unei frecvenţe specifice, ori unui timp anume**, în timp ce sistemul *LTE* combină aceste două metode.

3.4.7. *4G* (*Fourth generation*) - este numele generației a patra de tehnologie telefonică mobilă. Un sistem *4G* oferă **internet mobil de mare viteză**. De acest sistem pot beneficia laptopurile cu o conexiune prin **modem *USB* fără-fir**, **smartphonurile** şi alte sisteme mobile. Aplicațiile compatibile includ **televiziunea mobilă *high-definition*, televizunea *3D*, sistemele pentru conferinte video**. Recent noile sisteme de operare mobile: ***Android, iOS, Windows*-mobil intră în categoria *4G*.**

În Statele Unite *Sprint Nextel* a introdus rețele mobile *WiMAX* din 2008, iar *MetroPCS* a fost primul operator care a oferit servicii *LTE* (*Long Term Evolution*) în 2010. Modemuri *USB* fără-fir au fost disponibile de la început, în timp ce *smartphone*-urile *WiMAX* au fost disponibile din 2010, iar cele *LTE* din 2011.

Echipamentele făcute pentru diferite continente nu au fost întodeauna compatibile din cauza diferențelor de frecvență între rețele. Rețelele mobile *WiMAX* sunt disponibile în decembrie 2012 pentru piața europeană, mai exact în România, Italia și Germania.

3.4.8. *5G* (*5th generation mobile networks or 5th generation wireless systems*) – generaţia a 5-a a reţelelor de telefonie mobilă sau sistemelor *wireless* - este un standard pentru următoarea generaţie de telecomunicaţii. În prezent, *5G* nu este un termen oficial utilizat pentru o specificaţie specială sau în orice document oficial publicat de companii de telecomunicaţii sau organizaţiile de standardizare precum *3GPP, WiMAX Forum* şi *ITU-R*. Se consideră că lansarea acestor reţele va fi disponibilă în anul 2020. Lider de dezvoltare a acestei

tehnologii devine Compania chineza *Huawei*, care investeşte puternic în această tehnologie.

Nouă generaţie celulară apară fiecare 10 ani: prima - *1G* (*NMT*) în anul 1981, *2G* (*GSM*) în anul 1992, *3G* (*W-CDMA/FOMA*) în anul 2001, *4G* (*3GPP Long Term Evolution*) în anul 2010, introducerea de standard *5G* poate fi aşteptat în anul 2020 [64]. Cel mai probabil, desfăşurarea tehnologiei va avea loc în diapazonul de frecvenţă *791-862 MHz* sau *2.5-2.69 GHz* (în anul 2012 - sunt alocate pentru *LTE*).

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Caracterizaţi sistemele mobile *AMPS* şi *D-AMPS*.
2) Analizaţi asemănările dintre sistemele *D-AMPS* şi *GSM*.
3) Explicaţi modul de tratare a coliziunilor în domeniul digital?
4) Principiile de funcţionalitate a sistemelor *3G, 4G, 5G*.

3.5. *Bluetooth*

Bluetooth - este un standard pentru o rețea personală (*personal area network - PAN*) fără fir (*wireless*), care foloseşte **legături radio cu rază mică** de acoperire (între 10 cm şi 10 m, extensibilă la 100 m dacă puterea de transmisie este mărită), în scopul înlocuirii diverselor tipuri de cabluri, care interconectează echipamente fixe sau mobile cu un unic tip de **legătură radio**.

La 20 mai 1998 a fost fondată gruparea *Bluetooth Special Interest Group* (*SIG*), care azi are rolul de a vinde firmelor tehnologia *Bluetooth* și de a urmări evoluția acestei tehnologii [65].

O legătură *Bluetooth* lucrează în banda nelicenţiată *ISM* (*Industrial, Scientific and Medical <radio>*) de *2.4 GHz* şi este proiectată să fie durabilă prin folosirea unei tehnici de tip **salt de**

frecvenţă[21] şi a *frame*-urilor mai scurte decât celelalte tehnologii fără fir care lucrează în aceeaşi bandă (cum sunt reţelele locale standardizate de *IEEE 802.11*).

Specificaţiile sale definesc o stivă de niveluri logice independentă şi incompatibilă cu orice model existent. În plus faţă de această incompatibilitate, *Bluetooth* fixează în stiva sa de protocoale toate aplicaţiile care sunt suportate (numite *profile*), spre deosebire de specificaţiile *802.11*, de exemplu, care nu stabilesc decât modul de comunicare între echipamente.

Nivelurile inferioare *Bluetooth* specifică faptul că legătura radio acoperă prin salturi de frecvenţă banda dintre *2.402 GHz* şi *2.480 GHz*. Frecvenţele de salt, în număr de 79, se află la *1MHz* distanţă una de cealaltă, iar secvenţa acoperirii lor este *pseudo-random*.

O mini-reţea *Bluetooth* se numeşte *piconet* şi este formată dintr-un master şi unul sau mai mulţi (până la 7) slave. Toate echipamentele dintr-un *piconet* folosesc aceeaşi secvenţă de salturi în frecvenţă, secvenţă determinată de adresa în sistemul *Bluetooth* a masterului. *Offsetul* în secvenţă este dictat de timpul său curent.

Un *piconet* este un sistem *TDM*, în care *slot*-urile sunt folosite alternativ de master şi de slave pentru transmisie, astfel încât un master îşi poate începe transmisia numai în sloturile pare, iar echipamentele slave îşi împart sloturile impare. Dacă mai multe

[21] Frecvenţa purtătoarei semnalului de date modulat nu este continuă ci se schimbă periodic (1600 de ori pe secundă). Astfel secvenţa de cod nu mai modulează în mod direct semnalul de date ci este folosită în **scopul de controla un aşa numit sintetizor de frecvenţă, care este cel care alege secvenţa purtătoare,** care se va utiliza în următorul interval de salt. Secvenţa de frecvenţe pentru fiecare conexiune de comutare este pseudo-aleatoare şi este ştiută numai de către emiţător şi receptor, şi care fiecare 625μs (*un slot*) sunt schimbate. Astfel, în cazul în care există mai multe perechi de receptor-transmiţător, acestea nu interferează. Acest algoritm este o parte integrantă a sistemului de protecţie a confidenţialităţii informaţiilor transmise.

piconet-uri împart aceeaşi arie fizică, precum fiecare *piconet* are propriul său master care dictează secvenţa de salturi, *piconet*-urile vor folosi secvenţe diferite. Dacă densitatea de *piconet*-uri în aceeaşi arie fizică creşte, atunci creşte şi probabilitatea de coliziune pe o frecvenţă, iar conectivitatea se degradează. În cazul când un echipament *Bluetooth* comunică prin multiplexare cu slavele în mai multe *piconet*-uri, acestea vor fi conectate într-o reţea extinsă (numită *scatternet*).

Într-un sistem *Bluetooth* există două tipuri de **legături fizice**:

- ***SCO* (*Synchronous Connection Oriented*)** - o conexiune punct-la-punct cu bandă rezervată de *64 Kbps* între un master şi un slave din acelaşi *piconet*, fără retransmisie de pachete folosită în special pentru legături de voce. Pentru menţinerea unui *link SCO*, un master are *slot*-uri de timp rezervate (deci conexiunea este de tip *circuit-switched*) şi poate menţine până la 3 astfel de legături.

- ***ACL* (*Asynchronous Connectionless*)** - o conexiune de tip *best-effort multipunct* între master şi toate echipamentele slave din *piconet* la care se foloseşte retransmisia de pachete. Pentru menţinerea acestui tip de legătură masterul foloseşte *slot*-urile neocupate de conexiuni *SCO* (deci conexiunea este de tip *packet-switched*).

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Ce reprezintă *Bluetooth*?
2) Principiile de lucru a unei mini-reţea *Bluetooth.*
3) Tipurile lelegăturilor fizice ale sistemului *Bluetooth*.

3.6. *Frame Relay*

Pe lângă serviciile de acces la Internet, **există o cerere mare pentru interconectarea printr-o legătură de date a două sau mai multe puncte aflate la distanţă geografică mare**. ***Frame Relay*** este o tehnologie de nivelul doi care asigură astfel de servicii, oferind

circuite virtuale punct-la-punct [53, 66]. Putem privi o reţea *Frame Relay* ca pe **un nor[22] privat al furnizorului de servicii** la care se conectează utilizatorii. Între doi astfel de clienţi pentru care se doreşte interconectarea punct-la-punct se va crea o cale de date comutată între aceste două puncte. În nor vor exista *switch*-uri specializate care vor ajuta la crearea acestor legături virtuale.

Putem privi acest nor ca o **colecţie de „conducte" virtuale peste o reţea în care au loc comutări de cadre**, similar cu o reţea locală *Ethernet*. Marea diferenţă faţă de aceasta este că *switch*-ul de cadre nu se va face dinamic ci static, adică orice *frame* care este transmis de o staţie către o altă staţie va presupune existenţa unei căi pe care o vor urma toate *frame*-urile între aceste două staţii. Aceste căi sunt **circuitele virtuale**, care au o lăţime de bandă controlată şi garantată.

Un alt element important al *Frame Relay* este modalitatea de **comunicare în vederea stabilirii parametrilor de comunicaţie şi a sincronizării între elementele din reţeaua *frame relay*** (staţii şi *switch*-uri). Această comunicare este realizată printr-un aşa numit proces de semnalizare, produs cu ajutorul unui protocol de nivel 2 numit *LMI* (*Local Management Interface*).

Schema de adresare folosită de *frame relay* este una **plată**, în care **adresele nu sunt prestabilite**, fiind alocate sub forma unor **etichete pe fiecare nod** (staţie sau *switch*) pentru fiecare circuit virtual; aceste adrese au în consecinţă o **semnificaţie locală**, în sensul ca vom putea avea o aceeaşi adresă (etichetă) pe două noduri diferite din reţea.

---

[22] *Cloud computing* (literal: „calculare în nor", concret „calcul în Internet") este un concept modern, reprezentând un ansamblu distribuit de servicii de calcul, aplicaţii, acces la informaţii şi stocare de date, fără ca utilizatorul să aibă nevoie să cunoască amplasarea şi configuraţia fizică a sistemelor care furnizează aceste servicii. Conceptul şi termenul englez au apărut în practică prin anii 2006-2007.

Numele adreselor de nivelul doi folosite este *DLCI* (*DataLink Connection Identifier*).

Având în vedere **comportamentul predictibil** al *Frame Relay*-ului, acest tip de conexiuni sunt alese de către multe companii, mai ales pentru cazurile în care este nevoie de o lăţime de bandă fixă şi de o latenţă mică. *Frame Relay*-ul se preţează foarte bine în cazul în care este nevoie de o legătură de date sigură, ce nu va prezenta atacuri, congestii, pentru aplicaţii critice. S-au dezvoltat standarde cum ar fi *VoFR* (*Voice over Frame Relay*) ca o alternativă pentru transmis vocea în format digital, cu performanţe mult mai bune decât în cazul *VoIP*[23] (însă şi la preţuri mai mari).

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Ce reprezintă o reţea *Frame Relay*?
2) Avantajele tehnologiei *Frame Relay.*

3.7. *GPS* (*Global Positioning System*)

Localizarea cu acurateţe în orice poziţie de pe glob a devenit imediată, odată cu lansarea proiectului *GPS* de către Departamentul de apărare al *SUA*. Iniţial a fost utilizat pentru navigaţia militară, ulterior sistemul *GPS* a fost deschis pentru uz public. Serviciul oferit de sistem unui receptor constă în calculul poziţiei geografice în cele **trei dimensiuni ale spaţiului**, al **timpului universal** şi al **vitezei**, prin decodificarea semnalelor radio primite de la **sateliţii *GPS*.**

Sistemul *GPS* constă din trei segmente (Fig. 3.8):

1) Un segment **aflat în spaţiu**, **în fapt o „constelaţie" de 24 de sateliţi *GPS*** care orbitează Pământul. Fiecare dintre sateliţi parcurge lungimea unei orbite terestre o dată la fiecare 12 ore, la o înălţime de aproape 20.000 km. Configuraţia celor 24 de sateliţi în jurul

[23] *Voice over Internet Protocol*, numită şi **Telefonie *IP*** sau **Telefonie Internet** - este procesul de transmitere a conversaţiilor vocale umane prin legături de date de tip *IP* sau prin reţele în care este folosit acest protocol.

Pământului este proiectată astfel încât, în orice moment de timp şi în orice poziţie pe glob, între 5 şi 8 sateliţi sunt în raza de vizibilitate pe cercetări;

2) Un segment de **control al sistemului, format din staţii de monitorizare dispersate pe glob**. Aceste staţii calculează, pe baza semnalelor recepţionate de la sateliţi, câte un model al orbitelor acestora, şi corecţia de care are nevoie ceasul fiecărei staţii pentru a fi complet sincrone. Datele sunt transmise către sateliţi, care vor trimite receptoarelor *GPS* setul de efemeride;

3) **Segmentul de utilizatori, care dispun de receptoare *GPS***. Acestea calculează pe baza semnalelor primite de la cel puţin 4 sateliţi aflaţi în raza de vizibilitate poziţia geografică şi timpul universal.

4) Pentru comunicaţie sateliţii folosesc două unde purtătoare din domeniul microundelor: purtătoarea de *1575.42 MHz* este modulată de semnalul de navigaţie şi de codul de poziţionare, iar purtătoarea de *1227.60 MHz* este folosită pentru măsurarea întârzierilor în ionosferă ale codului de poziţionare, pentru un calcul precis al localizării.

5) Codul de poziţionare este o secvenţă predeterminată şi *pseudo-random* de date care modulează purtătoarea cu o frecvenţă de *1MHz* şi care se repetă la fiecare *1023 de biţi* (sau o milisecundă). Acest cod este diferit pentru fiecare satelit şi este baza de calcul a poziţiei geografice. Mesajul de navigaţie este un semnal de *50Hz* care modulează purtătoarea, semnalizând datele orbitelor sateliţilor şi datele de sincronizare a ceasului. Un receptor foloseşte codul de poziţionare, iar fiecare satelit *GPS* îşi modulează purtătoarea după acest cod. Fiecare receptor rulează intern acelaşi cod. Pentru decodificarea semnalului de la un satelit, codul intern trebuie aliniat cu cel modulat de satelit. Diferenţa de timp care rezultă din aliniere este egală cu timpul de călătorie al undei radio de la satelit la receptor, în ipoteza în care ceasurile lor sunt sincronizate. În acest fel, distanţa până la satelit poate fi calculată, luând în calcul viteza constantă a

undei radio.

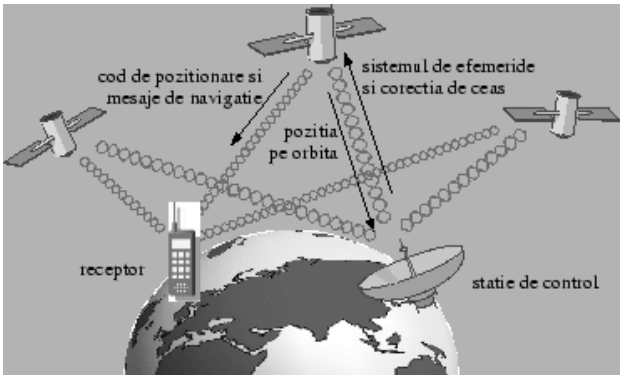


Fig. 3.8. Sistemul *GPS* [11]

Dacă un receptor măsoară în acest mod distanţa până la cel puţin patru sateliţi, poziţia sa geografică poate fi determinată ca fiind intersecţia sferelor cu centrul în poziţia exactă a satelitului (aflată de la staţiile de control, prin mesajele de navigaţie primite de la satelit), şi raza determinată (printr-un proces numit triangulaţie *3D*). Trei astfel de sfere, împreună cu sfera Pământului, sunt de ajuns pentru calculul coordonatelor geografice (*X, Y, Z*); a patra sferă calculează timpul exact, în mod sincron cu ceasul satelitului; corecţia adusă timpului local receptorului asigură şi corectitudinea calculului coordonatelor geografice.

Cum ceasul receptorului este în permanenţă sincronizat, acesta poate folosi un simplu ceas cu cuarţ în locul ceasului atomic precis cu care este echipat un satelit. Bineînţeles, deşi sistemul e bine pus la punct, **pot să apară erori** dacă: staţiile de control nu sincronizează precis ceasurile sateliţilor; nu se pot calcula corect întârzierile semnalului radio în staturile atmosferice; în cazul când undele reflectate sunt confundate cu undele directe este aproape imposibil de detectat erorile şi le corectat. Soluţia acestor probleme este sistemul *GPS* diferenţial (*DGPS*), care foloseşte principiul simplu al calculului

corecţiilor necesare într-un alt punct de referinţă, pentru fiecare satelit, şi aplicarea lor pentru receptor.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Expicaţi funcţiile sistemului *GPS*.
2) Enumeraţi segmentele *GPS* şi particularităţile lor.

Întrebările pentru autoevaluare:

1. Nivelul Legătura de date. Structura generică a unui cadru.
2. Tehnici de acces la mediul de transfer in LAN
3. Scheme de adresare folosite în telecomunicaţii
4. Protocoale de comunicaţie la nivelul Legătură de date
5. Tehnici de acces pentru reţele largi (WAN)
6. Sistemele de telefonie mobilă.
7. Bluetooth. *Frame-Relay*
8. GPS (*Global Positioning System*)

Capitolul 4. Funcţii şi protocoale la niveluri Reţea şi Transport

Internetul a crescut cu mult peste scopul iniţial, evoluând de la o simplă reţea tip „coloană vertebrală" (*backbone*), spre o structură cu o ierarhie pe trei nivele (*three-tired hierarchical structure*).

Protocoalele fundamentale ale Internetului, care asigură inter-operabilitatea între orice două calculatoare sau aparate inteligente care le implementează, sunt *Internet Protocol* (*IP*), *Transmission Control Protocol* (*TCP*) şi *User Datagram Protocol* (*UDP*) [67].

Aceste trei protocoale reprezintă însă doar o parte din nivelul de bază al sistemului de protocoale Internet, care mai include şi protocoale de control şi aplicative, cum ar fi: *DNS* (*Domain Name*

System), *PPP* (*Point-to-Point Protocol*), *SLIP* (*Serial Line IP*), *ICMP* (*Internet Control Message Protocol*), *IMAP* (*Interactive Mail Access Protocol*), *SMTP* (*Simple Mail Transfer Protocol*), *HTTP* (*Hyper Text Transfer Protocol*), *HTTPS* (*HyperText Transfer Protocol/Secure*), *SSH* (*Secure Shell*), *Telnet*, *FTP* (*File Transfer Protocol*), *LDAP* (*Lightweight Directory Access Protocol*), *SSL* (*Secure Sockets Layer*), *SIP* (*Session Initiation Protocol*) (vezi Anexa 1).

4.1 Nivelul Reţea

Nivel reţea - joacă un rol important în transmisia datelor: **foloseşte o schemă de adresare** pe care se bazează echipamentele pentru a determina care este **destinaţia datelor** pe care le transmit.

Pentru a lega calculatoarele între ele avem nevoie de diverse dispozitive de interconectare. Echipamentele de nivel 3 folosite la interconectarea reţelelor sunt ***routerele***. Acestea sunt capabile să ia **decizii logice cu privire la traseul cel mai bun** pe care trebuie să-l urmeze un pachet prin reţea. Ruterul este dispozitivul ce face posibilă **scalabilitate a Internetului**, şi astfel chiar existenţa sa, astfel încât orice definiţie relevantă a Internetului trebuie să pornească mai degrabă de la rutere decât de la staţii [68].

Din punctul de vedere al modului cum funcţionează, Internetul este definit de simbioza a două tipuri de protocoale de nivel Reţea: **protocoale de rutare (***routing protocols***)** şi **protocoale rutate** (*routed protocols*):

Dintre protocoalele de rutare face parte **protocolul *IP,*** acesta fiind singurul **protocol rutabil** folosit peste Internet începând cu anii 2000.

Protocoalele rutate sunt acele protocoale responsabile pentru **asigurarea unui mod de identificare a entităţilor ce participă în Internet** prin stabilirea unei **scheme de adresare** ce trebuie să asigure unicitatea, dar şi **ierarhizarea adreselor**. Protocoalele rutate asigura adresarea (identificarea nodurilor).

Exemplu: *IP, IPX* (*Internet-work Packet eXchange/ Sequenced Packet eXchange*), *Appletalk.*

Protocoalele de rutare - determina **regulile prin care ruterele schimba informatii** despre accesibilitatea reţelelor. In functie de informaţiile furnizate de aceste protocoale se construieşte **tabela de rutare**, iar pe baza tabelei de rutare este **determinat traseul** pe care trebuie trimis fiecare pachet.

Exemplu: *EIGRP* (*Enhanced Interior Gateway Routing Protocol*), *BGP* (*Border Gateway Protocol*).

4.1.1. Sisteme autonome. Clasificarea protocoalelor de rutare. După cum **staţiile sunt grupate** în reţele pentru a oferi o ierarhizare a spaţiului de adrese şi **reţelele sunt grupate** în colecţii de reţele aflate sub o administraţie comună numite **sisteme autonome**. Un sistem autonom sau *AS* (*autonomous system*) este identificat printr-un număr, numit **număr** sau **adresă *AS***. Acest număr poate fi cuprins între 1 şi 65.535 (cu toate că ultimul segment al acestui spaţiu de adrese, şi anume numerele între 64.512 şi 65.535, sunt rezervate pentru uz privat, similar cu clasele de adrese *IP* private).

Odată cu gruparea reţelelor în sisteme autonome a apărut şi problema dezvoltării de **protocoale** care să facă faţă cerinţelor **rutării între *AS*-uri**. Astfel a fost creată distincţia între *IGP* (*Interior Gateway Protocol*) şi *EGP* (*Exterior Gateway Protocol*), adică între protocoale de rutare interne unui sistem autonom şi protocoalele de rutare exterioare unui *AS* (*inter-AS).*

Prima şi cea mai importantă cerinţă e aceea de a face faţă unor **tabele de rutare mai mari.** O tabelă de internet actuală care este schimbată între două rutere de graniţă din sisteme autonome diferite cuprinde aproximativ 180.000 de rute. A doua cerinţă este cea de flexibilitate.

O altă schimbare faţă de rutarea internă o reprezintă schimbarea paradigmei de **securitate**. Spre deosebire de rutarea internă, rutarea inter-*AS* nu lasă loc pentru existenţa mai multor protocoale diferite, datorită cantităţii importante de resurse, dar şi numărului relativ redus de sisteme autonome.

Există numeroase clasificări ale **protocoalelor de rutare**. P**rima clasificare** a protocoalelor de rutare se face în protocoale de rutare inter-*AS* (*autonomous system*), folosite pentru schimbul informaţiilor de rutare **între sisteme autonome diferite şi protocoale de rutare interne,** adică protocoale folosite în cadrul aceluiaşi sistem autonom.

A **doua clasificare** a protocoalelor de rutare se referă la clasificarea protocoalelor de rutare internă, în funcţie de **modulul de schimbare a informaţiei de rutare**. Cele trei clase în care sunt **împărţite protocoalele de rutare internă** sunt: a) protocoale bazate **pe vectori de distanţă** (*distance-vector protocols*), b) protocoale bazate **pe starea conexiunii** (*link-state protocols*) şi protocoale **hibride.**

a) Protocoale *distance-vector*. Calculul **drumului optim** se face pe bază de direcţie şi distanţa până la destinaţie, folosind direcţia respectivă. Informaţiile de rutare se schimbă numai **între ruterele învecinate**.

Cele mai populare protocoale de rutare bazate pe vectorii de distanţă sunt *RIP* (*Router IP*) şi *IGRP* (*Interior Gateway Router Protocol*) - aceste protocoale fiind uşor de configurat, iar resursele de lăţime de bandă şi timp de procesor sunt extrem de reduse.

RIP a apărut ca un efort de standardizare a unui prim protocol

de rutare la mijlocul anilor `80. *RIP* foloseşte drept metrică[24] numărul de *hopuri* sau de rutere până la reţeaua destinaţie. Pentru a **evita efectele negative ale buclelor logice a fost stabilită o metrică maximă, astfel încât orice informaţie despre o rută cu o metrică mai mare de 15 este ignorată**.

Actualizările se fac transmiţând toate informaţiile de rutare şi nu doar cele ce s-au modificat de la ultima actualizare, dar sunt trimise folosindu-se adrese de difuzare, adică pachetele de actualizare vor ajunge doar la ruterele adiacente, deoarece în mod implicit ruterele filtrează pachetele de *broadcast*.

Fiecare ruter ce primeşte un pachet de actualizare va incrementa metrica fiecărei rute conţinute în pachet cu 1, iar apoi pentru fiecare dintre rute va încerca să determine dacă nu există deja o rută cu o metrică mai bună către aceeaşi destinaţie în tabela de rutare.

b) Protocoale *link state*. Protocoalele de tip *link-state* (starea conexiunii) construiesc **o bază de date cu întreaga topologie a reţelei şi calculează drumul cel mai scurt** pe baza unui algoritm *SPF - Shortest Path First*.

Pentru **actualizarea tabelelor de rutare** se trimite într-o primă etapă **întreaga tabelă de rutare către toate ruterele** ce rulează acelaşi protocol de rutare, aceasta realizându-se prin folosirea în câmpul destinaţie a unei **adrese logice de *multicast*[25]** specifice fiecărui protocol în parte.

După această etapă de trimitere a tuturor informaţiilor, numită şi *flooding* (inundaţii), **actualizările se vor efectua doar la apariţia unei schimbări în topologie**, iar pachetele de actualizare vor conţine doar informaţii despre rutele modificate, această metodă de actualizare numindu-se **actualizare incrementală**.

Principala problemă a acestor protocoale este că fiecare dintre

[24] **Metrica** unei rute este un număr care apreciază cât de bun este un drum spre o anumită destinaţie în raport cu un set de factori specifici.
[25] Difuzare multiplă a datelor.

rutere va trebui **să construiască arborele topologic**, şi apoi să extragă rutele cu drumuri optime în acest arbore, iar acest proces necesită resurse de memorie. Cu toate acestea, datorită iniţierii procesului de actualizare odată cu apariţia modificărilor în topologie, precum şi datorită folosirii adresării *multicast*, cât şi a propagării informaţiilor de actualizare în întreaga reţea, **timpul de convergenţă pentru protocoalele *link-state* este semnificativ mai redus** decât pentru cele *distance-vector*.

4.1.2. Determinarea căii optime. Protocoalele de rutare, uneori denumite şi **protocoale de rutare dinamică**, au drept obiectiv **schimbarea informaţiilor despre reţelele cunoscute între ruterele ce rulează acelaşi protocol de rutare**. Pe baza acestor informaţii se construiesc **rute dinamice** [69].

Ruterele au o singură tabelă de rutare pentru fiecare protocol rutat, astfel încât aceeaşi tabelă de rutare va conţine atât **rutele direct conectate, rutele statice, cât şi rutele dinamice**. Un ruter poate rula unul sau mai multe protocoale de rutare.

Numărul protocoalelor de rutare ce pot fi rulate fiind limitat în general de sistemul de operare, sau de modelul ruterului[26]. Problema care apare este: că (a) acelaşi **protocol de rutare poate să furnizeze două sau mai multe rute către aceeaşi destinaţie**; (b) pot exista **două rute dinamice către aceeaşi reţea** provenite din protocoale de rutare diferite; (c) este posibil chiar să avem **o rută dinamică către o reţea direct conectată**. Astfel, deşi avem trei tipuri de rute trebuie să avem un **mecanism de comparare a rutelor** între ele sau este necesară **ierarhizarea tuturor rutelor**.

Mecanismele de ierarhizare a rutelor se numesc **distanţă administrativă**[27] şi **metrică**. Atât **metrica**, precum şi setul de

[26] Un ruter *Cisco* spre exemplu rulează în general până la 30 de instanţe de protocoale de rutare.

[27] **Distanţa administrativă** este un număr între 0 şi 255, asociat cu un tip de rută sau cu un protocol de rutare, ce permite ierarhizarea protocoalelor de rutare.

factori, sunt relevanţi pentru un anumit protocol de rutare - adică nu are sens să comparăm metricile unor rute obţinute prin protocoale de rutare diferite.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Enumeraţi protocoalele fundamentale ale Internetului.
2) Rolul nivelului Reţea.
3) Care echipamentele de nivel 3 se folosesc la interconectarea reţelelor?
4) Diferenţa între protocoalele rutate şi protocoalele de rutare.
5) Clasificaţi protocoalele de rutare.
6) Precizaţi mecanismul de determinare a căii optime.

4.2. Protocolul *IP*

Elementul central al Internetului este protocolul de nivel reţea numit *IP* (*Internet Protocol*), utilizat pentru interconectarea reţelelor din Internet.

Este un protocol **fără conexiune** care permite transmiterea unor blocuri de date (*datagrame*) între surse şi destinaţii identificate prin adrese cu lungime fixă.

În cazul datagramelor foarte mari, protocolul IP realizează fragmentarea şi reasamblarea în vederea **transmiterii prin orice reţea**.

***IP* nu dispune de mecanisme care să asigure securitatea serviciului sau controlul fluxului de informaţii**.

Este apelat de protocoalele superioare pentru transferul prin reţea al datelor, apelând la rândul lui la protocoalele reţelei locale pentru transportul datelor către un echipament local. Acest echipament local (adiacent) poate fi destinaţia finală a pachetelor de date sau poate fi un nod intermediar al sistemului de comunicaţii (*router*), care trebuie să redirecţioneze datele [70, 71].

În cazul când pachetele *IP* ajung la staţia de destinaţie cu viteză mai mare decât viteza de livrare, modulul *IP* emite un *ICMP* mesaj (*Internet Control Message Protocol*) la sursa originară de informaţii arătând că datele ajung **cu viteză prea mare faţă de procesul de recepţionare**. În cazul necesităţii, semnalul sursă *ICMP* de moderare a transmisiei (la o viteză rezonabilă) este transmis la modulul *TCP* (*Transmission Control Protocol*) presupunând că acest mesaj *TCP* va pondera staţia sursă, care va reduce cantitatea de date ce se va transmite pe acea conexiune.

Modul de funcţionare a protocolului *IP* este următorul [72]:

a) **aplicaţia pregăteşte datele** şi le transmite nivelului Internet al *software*-ului de reţea;

b) nivelul Internet **adaugă acestor date un antet** (*header*), conţinând adresa de destinaţie;

c) *datagrama* este transmisă interfeţei de reţea, care **adaugă la rândul ei un antet şi transmite întreg cadrul către primul nod intermediar** al reţelei de comunicaţii, care va efectua rutarea pachetului;

d) la recepţie, un nod intermediar va decide după adresa de destinaţie prezentă în antet **care este subreţeaua** şi, implicit, **următorul nod intermediar,** către care trebuie redirecţionat pachetul;

e) în cadrul destinaţiei finale, **antetul este înlăturat şi *datagrama* se transmite nivelului Internet**, de unde este transmis nivelului Aplicaţie.

4.2.1. Structura antetului *IP*- este prezentată în Tabelul 4.1.

Câmpul „*Vers*” memorează **versiunea protocolului** căruia aparţine *datagrama* transmisă. Astfel devine posibilă tranziţia dintre versiunile aceluiaşi protocol (de exemplu: de la *IPv4* la *IPv6*).

Tabelul 4.1. **Structura antetului IP**

Vers **(0…3) 4b**	***Hlen*** **(4…7) 4b**	***TOS*** **(8…15) 8b**	**Lungime totală (16…19) 4b**	**(20…24…31) 12b**
Identificare			**Semnale**	***Fragment Offset***
Timp de viaţă		**Protocol**	**Suma de control a antetului**	
Adresa *IP* a sursei				
Adresa *IP* a destinaţiei				
Opţiuni *IP* (dacă este cazul)				
Date				
…				

Câmpul „*HLen”* (*Header Length*) specifică **cât de lung este antetul** (lungimea sa nu este constantă) în cuvinte de ***32 biti***. Aceasta este lungimea totală a informaţiei din antet. **Valoarea minimă este de *5 biţi*** şi se aplică atunci cand nu sunt prezente alte opţiuni.

Câmpul *„* ***TOS”*** (Tip serviciu) - este câmpul care permite sursei să comunice ce tip de serviciu doreşte: **fiabil**, **rapid** sau o **combinaţie**.[28]

Câmpul „Lungime totală” se referă la întregul conţinut al *datagramei*: antetul şi datele. **Lungimea maximă este de 65.535 octeţi**. La ora actuală pot fi transmise *datagrame* mai mari de această dimensiune doar în măsură în care destinatarul este capabil să le accepte.

Câmpul „**Identificare”** - prin intermediul acestui câmp, destinatarul unei *datagrame* determină cărei *datagrame* aparţine un

[28] La rândul său acest câmp conţine un subcâmp numit **precedenţă** şi 3 indicatori: ***D, T, R***. Subcâmpul precedenţă are o lungime de 3 biti şi stabileşte **priorităţile de la 0 la 7**. Cei trei indicatori (flaguri) permit sursei să stabilească care **factori o afectează cel mai mult**: *Delay* (întârzierea), *Throughput*-ul (productivitatea) sau *Reliability* (fiabilitatea). Aceste câmpuri au fost introduse pentru a sprijini deciziile pe care le au de luat ruterele.

anumit pachet. Toate fragmentele unei *datagrame* conţin aceeaşi valoare de identificare. Pentru a obţine **lungimea încărcăturii de date** se scade *HLEN* din lungimea totală.

Câmpul „Deplasamentul fragmentului” (*Fragment Offset*) este precedat de două indicatoare: *DF* şi *MF*.

- *DF* (*Don't Fragment*) - indică ruterelor să **nu fragmenteze o *datagramă*** deoarece calculatorul destinaţie nu este capabil să le asambleze la loc. Toate calculatoarele trebuie să accepte fragmente de **576 octeţi** sau mai mici.

- *MF* (*More Fragments*) este indicatorul care arată dacă **toate fragmentele unei *datagrame* au ajuns la destinaţie**. Toate fragmentele, cu excepţia ultimului au acest indicator activat.

Câmpul „Timpul de viaţă” - este **un contor** folosit pentru a **limita durata de viaţă a pachetelor**. Acest timp este măsurat în secunde, având o valoare maximă de **255 secunde.** Prin intermediul său să preîntâmpine ca un pachet să circule la infinit prin reţea. În practică ***TTL*** (*Time To Live*) contorizează doar *hop*-urile (salturile, ruterele) dintr-o reţea în alta. Când contorul ajunge la zero, pachetul este eliminat.

După ce reasamblează *datagramele*, nivelul Reţea trebuie să ştie ce să facă mai departe cu aceasta. În acest moment intervine **câmpul** „**Protocol”** care spune nivelului Reţea cărui proces de transport trebuie pasată *datagrama*.

Câmpul „Suma de control a antetului” - ajută la asigurarea integrităţii antetului *IP,* trebuie să fie recalculată de fiecare dată când antetul unei *datagrame* se modifică (de obicei la trecerea dintr-o reţea în alta) şi detectează erorile generate. Câmpurile adresă sursă şi adresă destinaţie indică cine este la originea *datagramei* şi cine este destinatarul acesteia.

Câmpul „Opţiuni IP” - permite *IP* să suporte diferite opţiuni cum ar fi securitate şi lungime variabilă ce permit dezvoltarea versiunilor viitoare ale protocolului.

Unele din cele mai importante **opţiuni** vezi Tabelul 4.2.

Tabelul 4.2. Unele opţiuni ale protocolului *IP*

Opţiune	Lungime	Descriere
2 – Securitate	11b	Cât de secretă este *datagrama*
7 – Înregistrează calea	variabilă	Fiecare ruter îşi adaugă adresa
9 – Dirijare strictă pe baza sursei	variabilă	Indică calea completă pe parcurs

Câmpul „Date" - conţine informaţii de nivelul superior şi are o lungime variabilă de până la 64 Kocteţi.

4.2.2. Adresa *IP* şi clasele de adrese. O adresă *IP* conţine informaţiile necesare pentru a transporta un pachet cu date prin reţea şi este un şir de **32 de biţi ce identifică două lucruri: o reţea** (*network*) şi **o staţie** (*host*) în cadrul acelei reţele. Forma în care sunt folosite adresele *IP* nu este cea binară, mai degrabă se reprezintă în **forma decimală a patru octeţi, separaţi prin puncte**. Valoarea maximă a fiecărui octet (în zecimal) este $\mathbf{2^8 = 256\text{-}1(zero) = 255}$.

Pentru o adresă *IP* dată: 10110001 00000100 00010110 00001000 vom separa mai întâi biţii în grupuri de **câte 8 biţi**: **10110001.00000100.00010110.00001000** şi în final vom converti fiecare grup în decimal: **177.4.22.8** [73, 74].

Porţiunea „*host*" din cadrul unei adrese *IP* se numeşte **Identificator *host*** şi reprezintă **zona prin intermediul căreia se identifică un dispozitiv dintr-o reţea**.

Încercarea de a păstra reprezentarea decimală ca model de referinţă pentru *IP* şi de a clarifica distincţia între cele două componente ale adresei *IP* a dus la **definirea claselor de adrese *IP*.** Se cunoaşte că fiecare clasă de adrese *IP* permite un număr fix de *host*-uri şi că **prima adresă din fiecare reţea este rezervată pentru a identifica reţeaua, iar ultima adresă este rezervată pentru *broadcast*.**

În Tabelul 4.3. sunt prezentate cele 5 clase definite pentru spaţiul de adrese IP.

Tabelul 4.3. Clasele definite pentru spaţiul de adrese *IP*

Clasa	Primul octet în *binary*	Prima adresă	Ultima adresă	Observaţii
A	0xxxxxxx	0.0.0.1	127.255.255.255	foloseşte 8 biţi pentru reţea şi 24 pentru staţia de lucru
B	10xxxxxx	128.0.0.0	191.255.255.255	foloseşte 16 biţi pentru reţea şi 16 pentru staţie
C	110xxxxx	192.0.0.0	223.255.255.255	foloseşte 24 biţi pentru reţea şi 8 pentru staţie
D	1110xxxx	224.0.0.0	239.255.255.255	folosită pentru adresarea de tip *multicast*
E	11110xxx	240.0.0.0	255.255.255.255	utilizată în scopuri experimentale

Adresele reţelelor au toţi biţii de staţie 0 şi nu pot fi folosite pentru o staţie. O astfel de adresă este folosită pentru **identificarea întregii reţele**, această fiind în fapt forma relevantă a oricărei adrese ce călătoreşte peste Internet. Porţiunea „*network*" din cadrul unei adrese *IP* se numeşte **identificatorul reţelei** (*network ID*).

În plus, mai există şi **adrese de difuzare, care au toţi biţii de staţie 1**. Un pachet destinat unei astfel de adrese va ajunge la toate staţiile din aceeaşi reţea.

Într-o reţea, *host*-urile **pot comunica între ele doar dacă au acelaşi identificator de reţea**. Acestea pot să partajeze acelaşi segment fizic de reţea, dar **dacă au identificatori de reţea diferiţi**, nu pot comunica decât dacă există un alt dispozitiv care să realizeze conexiunea între segmentele logice ale reţelei (sau identificatorii acestora).

Pentru identificarea staţiilor se folosesc numai adresele de clasă A până la C. În plus, există două intervale de adrese de clasă A nefolosite în Internet:

Intervalul 0.0.0.0 - 0.255.255.255 nu se foloseşte, pentru a nu fi **confundat cu ruta implicită**;

Intervalul 127.0.0.0 - 127.255.255.255 este folosit numai pentru

diagnosticarea nodului local (întotdeauna acesta va fi cel care va răspunde la apelul unei adrese din aceasta clasă).

Analizăm mai detaliat clasele definite pentru spaţiul de adrese *IP*:

1) Clasa A a fost proiectată pentru a satisface **cerinţele ridicate de reţele de mari dimensiuni**. Ele sunt definite de **valoarea zero a primului bit** din adresa *IP*.

Astfel, **pentru definirea reţelei** va fi folosit doar primul octet (fără primul zero fixat: 2^{8-1}=128), rămânând pentru **identificarea staţiei** 24 de biţi, adică mai mult de 2^{24}=16,7 milioane de posibilităţi.

2) O clasă de adrese B este definită de valorile primilor doi biţi din adresa *IP*, aceşti primi doi biţi fiind 10. Respectând această constrângere rezultă că toate adresele *IP* ale căror prim octet se află între 10000000 şi 10111111, adică între 128 şi 191, aparţin unei clase B. Câmpul de reţea pentru o clasă B va cuprinde primii doi octeţi, dar cum primii doi biţi ai primului octet sunt fixaţi, ne rămân doar 14 biţi pentru a crea clasa B. Pentru definirea staţiilor vom avea la dispoziţie ultimii doi octeţi, adică 16 biţi. Astfel vom obţine 2^{16-2}=16.384 reţele, fiecare având un număr maxim de staţii de 2^{16}=65.536.

3) Clasele C se definesc prin alocarea primilor 3 octeţi pentru definirea reţelei şi doar a ultimilor 8 biţi pentru distingerea între staţiile aceleiaşi reţele. Primii trei biţi din primul octet trebuie să fie 110, adică valoarea acestui prim octet trebuie să se afle între 192 şi 223 pentru ca o adresă să aparţină unei clase C. Deşi numărul reţelei clasei C depăşeşte 2^{24-3}=2,… milioane, numărul de staţii pentru fiecare dintre aceste reţele este de doar 2^{8}=256.

Clasa A este rezervată organizaţiilor guvernamentale din lumea întreagă; **clasa B** este rezervată organizaţiilor medii-mari, iar **clasa C** este rezervată oricărui alt tip de organizaţie. Clasele A şi B la un loc

reprezintă 75% din spaţiul de adrese disponibile, aceste clase **fiind epuizate în primii ani de expansiune a Internetului (`92 -`94).**

Tabelul 4.4. Numărului de octeţi alocaţi pentru câmpul staţie

Clasa A/ octeţi	**Reţea**	**Staţie**		
	1	**2**	**3**	**4**
Clasa B/ octeţi	**Reţea**		**Staţie**	
	1	**2**	**3**	**4**
Clasa C/ octeţi	**Reţea**			**Staţie**
	1	**2**	**3**	**4**
Clasa D/ octeţi	**Staţie**			
	1	**2**	**3**	**4**
Adresarea IP				

4) **Clasa de adrese D** este folosită pentru **reţele *multicast***. Pentru adresa *multicast* spaţiul de adrese este plat, toţi cei 4 octeţi fiind folosiţi pentru **definirea adresei de staţie**. Deoarece primii 4 biţi ai primului octet sunt fixaţi, şi anume 1110, numărul adreselor de *multicast* este de 2^{32-4}=268,… milioane.

5) Clasa de adrese E este rezervată şi nu poate fi folosită în reţelele publice, sau în soluţii de *multicast*.

Tabelul 4.4. sumarizează tipurile de adrese IP, prezentând ponderea numărului de octeţi alocaţi pentru câmpul staţie din totalul celor patru octeţi ce formează o adresă IP. Un ruter va folosi aceste adrese pentru a transmite datele în Internet.

Când se transmit date către toate echipamentele dintr-o reţea trebuie creată **o adresă de *broadcast* (difuzare).** *Broadcast*-ul apare când staţia sursă transmite date către toate celelalte dispozitive din reţea. Dar pentru a fi sigură că toate aceste dispozitive sunt „atente”

la mesajul *broadcast*, staţia sursă trebuie să folosească o adresă *IP* pe care să o recunoască toate celelalte echipamente din reţea. De obicei, într-o astfel de adresă, biţii din porţiunea *host* au toţi valoarea 1.

4.2.3. Masca de reţea. Blocarea creşterii Internetului au apărut începând cu mijlocul anilor `80. Astfel în 1985 a fost introdus încă un nivel ierarhic în formatul de adresare *IP*.

Adresele *IP* vor avea în continuare 32 de biţi, dar aceştia nu vor mai fi grupaţi doar în două câmpuri: reţea şi staţie, ci vor putea aparţine unui **nou câmp - subreţea**.

Odată cu subreţelele a apărut distincţia între adresarea ce ţine cont doar de cele trei clase: A, B şi C, aceasta fiind numită **adresare *classful***, şi noul tip de adresare, ce oferă suport pentru câmpul de subreţea, aceasta din urmă fiind numită **adresare *classless*** [75, 76].

Masca de reţea este un şir de 32 de biţi care, în conjuncţie logică cu o adresă *IP*, va separa adresa de reţea, anulând biţii de staţie. Fiecare bit din masca de reţea ce corespunde (se află pe aceaşi poziţie) cu **un bit din câmpul de reţea va avea valoare 1, în timp ce toţi biţii corespunzători câmpului de staţie vor avea valoarea zero.**

De exemplu:

(1) Adresa IP: 11000000.10101000.00000001.00000010
(192.168.1.2) - Clasa C

(2) Masca de reţea: 11111111.11111111.11111111.00000000
(255.255.255.0) /24

(3) Adresa reţelei: 11000000.10101000.00000001.00000000
(192.168.1.0)

***Remarcă:* (3)=(1) AND (2)**

Măştile de reţea **sunt inutile** într-un mediu ce oferă adresare *classful*, deoarece simplă testare a valorii primului octet faţă de 128 şi 192 ne-ar oferi toate informaţiile necesare despre numărul biţilor ce aparţin **câmpului reţea** dintr-o adresă *IP* dată. În schimb, odată cu

apariţia adresării *classless*, masca de reţea a devenit „piatra de temelie” în deciziile de rutare.

Tabelul 4.5. Reprezentarea măştilor de reţea

Clasa	Reprezentarea deximală	Reprezentarea ca prefix (numărul de biţi de 1)
A	**255.0.0.0**	**/8**
B	**255.255.0.0**	**/16**
C	**255.255.255.0**	**/24**
Măştile de reţea pentru clasele rutate		

Reprezentarea măştilor de reţea folosită cel mai des este cea decimală, datorită similitudinii cu forma de exprimare a adreselor *IP*. Această formă de reprezentare a măştilor de reţea este sub forma unui număr ce reprezintă **numărul de biţi de 1** din masca de reţea (vezi Tabelul 4.5.), această formă de reprezentare fiind **referită ca prefix de reţea.**

Reprezentarea decimală a măştilor de reţea este mai populară decât reprezentarea ca prefix.

4.2.4. Subreţele (*host*-uri). În **adresarea *classful*** aveam trei dimensiuni de reţele, ducând la o utilizare extrem de ineficientă a spaţiului de adrese. Întrebarea este dacă în loc de o întreagă clasă B nu am fi putut aloca doar jumătate de clasă B, dublând astfel eficienţa alocării de adrese.

În cazul înjumătăţirii unui spaţiu de adrese, va trebui să **înjumătăţim numărul de staţii**, adică să reducem cu unu numărul de biţi de staţie. Bitul astfel obţinut va intra în componenţa unui nou câmp, pe care îl vom numi câmp de subreţea [77].

Masca de reţea va avea **valoarea 1** atât în câmpurile corespunzătoare **biţilor de reţea**, cât şi în câmpurile corespunzătoare **biţilor de subreţea**. În concluzie, pentru a înjumătăţi un spaţiu de adrese, trebuie să extindem masca de reţea cu un bit (cel corespunzător câmpului de subreţea), iar cele două jumătăţi vor fi

obţinute făcând **acest bit o dată 0, o dată 1**.

Tabelul 4.6. Rezultatul operaţiei de înjumătăţire a unui spaţiu de adrese (130.170.0.0)

130.	**170.**	**0.**	**0**	**/16**	**Spaţiul iniţial**
10000010	**10101010**	**00000000**	**00000000**	**/16**	
130.	**170.**	**0.**	**0**	**/17**	**Prima jumătate**
10000010	**10101010**	**0 0000000**	**00000000**		
130.	**170.**	**128**	**0.**	**/17**	**A doua jumătate**
10000010	**10101010**	**1 0000000**	**00000000**		
Înjumătăţirea unei clase B					

Tabelul 4.7. Formarea subreţelelor

130.	**170.**	**132.**	**0**		**Adresa *IP* iniţială nr. 1 (clasa B)**
10000010	**10101010**	**10000100**	**00000000**	**AND**	
11111111	**11111111**	**10000000**	**00000000**		**Masca de reţea (/17)**
130.	**170.**	**128.**	**0**	**/17**	**Prima reţea rezultantă**
10000010	**10101010**	**10000000**	**00000000**		
130.	**170.**	**32.**	**0**		**Adresa *IP* iniţială nr. 2 (clasa B)**
10000010	**10101010**	**00100000**	**00000000**	**AND**	
11111111	**11111111**	**10000000**	**00000000**		**Masca de reţea (/17)**
130.	**170.**	**0.**	**0**	**/17**	**A doua reţea rezultantă**
10000010	**10101010**	**00000000**	**00000000**		

Având de înjumătăţit o clasă B, cele două jumătăţi vor avea masca de reţea /17, bitul de subreţea fiind chiar al (16+1=) 17-lea bit din adresa *IP*. Rezultatul operaţiei de înjumătăţire este prezentat în Tabelul 4.6.

Modul de utilizare a unei măşti de reţea reiese direct din definiţia acesteia. De exemplu, fie că avem unele adrese ce se aflau **în spaţiile iniţiale de adrese**, dar după înjumătăţire au ajuns în reţele diferite. Fie 130.170.132.0 şi 130.170.32.0 aceste adrese (vezi Tabelul 4.7.).

Astfel, subreţelele au apărut în scopul eficientizării modului de alocare a adreselor *IP*. Pentru a împărţi în subreţele un spaţiu de adrese dat, o parte din biţii de staţie sunt trecuţi într-un nou câmp, cel de subreţea, acesta având rolul de a oferi un al treilea nivel de ierarhizare a adreselor *IP*.

Din punctul de vedere al unui ruter, orice adresă *IP* are doar două niveluri de ierarhizare, şi anume **reţea şi staţie.** Astfel procesul de creare de subreţele se traduce în transferarea unui număr de biţi din câmpul staţie în reţea, extinderea măştii de reţea cu un număr egal cu numărul de biţi transferaţi. Într-un mediu *classless*, nu există nici o diferenţă în modul cum ruterele sau calculatoarele tratează adrese aparţinând unei reţele sau a unei subreţele. De fapt, prin reţele se înţelege totalitatea subreţelelor, clasele de adrese fiind privite ca un caz particular al acestora.

4.2.5. Prima şi ultima subreţea. În momentul când creăm subreţele, este uşor de observat posibila confuzie ce se poate face între adresa de reţea a spaţiului de adrese iniţial şi adresa de reţea a primei subreţele create, dar totodată şi între adresa de difuzare pentru spaţiul de adrese iniţial şi adresa de difuzare a ultimei subreţele.

În exemplul de mai înainte (vezi Tabelul 4.7.) singura diferenţă între clasa B şi prima ei jumătate era **masca de reţea** folosită, şi tot masca de reţea este singura diferenţă între adresa de difuzare a clasei B şi adresa de difuzare a celei de a doua jumătăţi (vezi Tabelul 4.8.). Datorită acestei ambiguităţi**, odată cu apariţia subreţelelor a apărut şi restricţia de a folosi prima şi ultima subreţea**. Astfel, **numărul maxim de subreţele** ce poate fi folosit devine $\mathbf{2^n - 2}$, unde **n este număr de biţi de subreţea**.

Primă consecinţă este imposibilitatea împrumutării unui singur bit pentru crearea de subreţele, adică imposibilitatea înjumătăţirii unui spaţiu de adrese. Numărul minim de biţi ce trebuie împrumutaţi este 2.

A doua consecinţă - este pierderea unui procent din spaţiul de adrese în urma procesului de creare de subreţele.

Tabelul 4.8. Obţinerea primelor două subreţele

130.	**170.**	**0.**	**0**		**Adresa de reţea pentru spaţiul iniţial**
10000010	**10101010**	**00000000**	**00000000**	**/16**	
130.	**170.**	**128.**	**0**		**Adresa de reţea pentru prima jumătate**
10000010	**10101010**	**1 0000000**	**00000000**	**/17**	
130.	**170.**	**255.**	**255**		**Adresa de difuzare pentru spaţiul iniţial**
10000010	**10101010**	**11111111**	**11111111**	**/16**	
130.	**170.**	**255.**	**255**		**Adresa de difuzare pentru prima jumătate**
10000010	**10101010**	**1 1111111**	**11111111**	**/17**	

Singurele dispozitive din reţea ce ar fi putut comite erori în urma acestei ambiguităţi sunt ruterele, iar ruterele, odată cu implementarea *CIDR*[29] şi dezvoltarea protocoalelor de rutare *classless*, au avut la dispoziţie măştile de reţea, pentru fiecare dintre rute: începând cu 1996 majoritatea ruterelor au fost fabricate cu **capacitatea evitării confuziei cauzate de folosirea primei şi ultimei subreţele**.

Deşi la ora actuală multe cărţi de calculatoare recomandă evitarea folosirii primei şi ultimei subreţele, Internetul conţine echipamente capabile să evite eventualele confuzii.

---

[29] *CIDR* (*Classless Inter Domain Routing*) - se referă la modul de reprezentare a adreselor *IP* în tabela de rutare şi la modul de trimitere a mesajelor de actualizare. În notaţia *CIDR*, adresa *IP* este reţinută întotdeauna împreună cu masca de reţea.

4.2.6. *Supernetting*. O a doua componentă a *CIDR*, este procesul invers - **posibilitatea agregării mai multor spaţii de adrese într-un singur spaţiu** [53]

Faptul că în tabela de rutare este precizată şi masca de reţea permite agregarea reţelelor vecine, reducând dimensiunea tabelei de rutare. De exemplu, reţelele 192.0.2.0/24 şi 192.0.3.0/24 vor fi reţinute ca 192.0.2.0/23:

192.0.2.0/24 = 11000000.00000000.00000010 / 00000000
192.0.3.0/24 = 11000000.00000000.00000011 / 00000000

192.0.2.0/23 = 11000000.00000000.0000001 / 0.00000000

Procesul de creare de super-reţele, numit şi proces de agregare de adrese, este extrem de important mai ales pentru optimizarea funcţionării ruterelor. Agregarea adreselor are drept consecinţă reducerea dimensiunii tabelei de rutare, care în final se traduce în latenţă mai scăzută a rutării.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Funcţia protocolului *IP*.
2) Modul de funcţionare a protocolului *IP*.
3) Structura antetului *IP*.
4) Adresa *IP* şi clasele de adrese.
5) Masca de reţea.
6) Subreţele (*host*-uri).
7) Prima şi ultima subreţea.
8) *Supernetting.*

4.3. Protocoalele de nivel Reţea: *ARP* şi *RARP*

Stiva de protocoale *TCP/IP* conţine **două protocoale de nivel Reţea**: ***ARP*** (*Address Resolution Protocol*) şi ***RARP*** (*Reverse Address Resolution Protocol)* [53, 78]. Aceste protocoale nu sunt întâlnite la toate reţelele, ci numai la o parte din ele.

Pentru ca două dispozitive de reţea să poată comunica, este necesară cunoaşterea atât a adresei *MAC*, cât şi a celei logice. În cazul în care numai una dintre adrese este disponibilă se apelează la un protocol, care pe baza acesteia va determina cealaltă adresă.

4.3.1. *ARP* (*Address Resolution Protocol*) - se bazează pe construirea şi menţinerea unei **tabele *ARP***. O tabelă *ARP* are rolul de a oferi o **corespondenţă între adresele *IP* şi cele *MAC***. Astfel, ***ARP*** - este un protocol care traduce adresa Internet în adresă *hardware,* oferă adresa *MAC* a unui dispozitiv de reţea dată fiind adresa sa *IP*. Acestea sunt construite dinamic şi sunt stocate în memoria ***RAM***. Deşi există mecanisme pentru adăugarea sau eliminarea unei intrări într-o tabelă *ARP,* acestea sunt rareori folosite.

Fiecare computer sau dispozitiv de reţea îşi păstrează propria sa tabelă *ARP*.

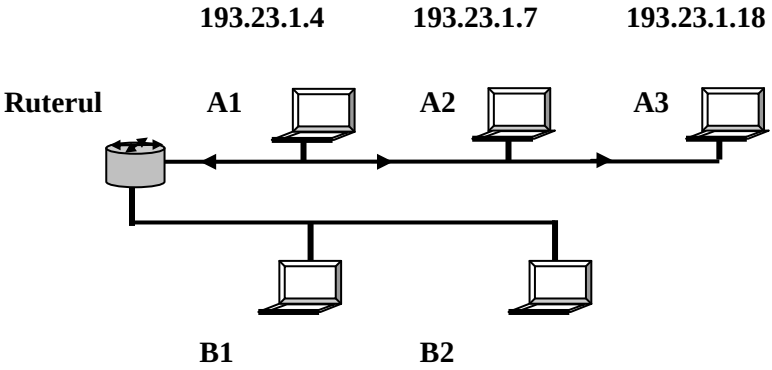


Fig. 4.1. Crearea tabelei *ARP* [5]

Fie reţeaua din figura 4.1. Toate staţiile sunt tocmai pornite, astfel tabelele *ARP* sunt vide. Presupunem că staţia A1 vrea să comunice cu staţia A2, cunoscând doar adresa *IP* a acesteia. **La nivelul Reţea** datele venite de la nivelurile superioare **vor fi încapsulate** şi vor primi un **antet** ce va conţine în câmpul **Adresă destinaţie** 193.23.1.7, iar ca **Adresă sursă** 193.23.1.4.

Înainte de trecerea **la nivelul Legătură de date** adresa *IP* destinaţie va fi căutată în tabela *ARP* şi nefiind găsită se va crea un **cadru special** (*ARP request*) ce va avea în câmpul **Adresă destinaţie** din antet adresa de difuzare: *FF.FF.FF.FF.FF.FF,* iar în câmpul **Adresă sursă** adresa *MAC* a staţiei A1.

Dacă vom considera că reţeaua din figură foloseşte *Ethernet* drept protocol de nivel *MAC,* datele vor fi difuzate şi vor ajunge la A2 şi la interfaţa ruterului conectată la segmentul A.

La nivelul Legătură de date va fi analizat antetul cadrului. Câmpul „**Destinaţie"** fiind o adresă de difuzare, cadrul va fi trimis la nivelul superior. Totodată, pe baza conţinutului câmpului „**Sursă"** de nivel 2 şi 3, va fi creată prima intrare în tabela *ARP* a staţiei A2. Ajuns la nivelul 3 cadrul este identificat drept o cerere *ARP*, şi se iniţiază un răspuns transmis atât la nivel Reţea cât şi la nivel Legătură de date.

După primirea răspunsului, A1 va putea insera în tabela sa *ARP* adresa *MAC* a lui A2, iar comunicaţia din acest moment va avea loc fără probleme.

Fiind pe un segment *Ethernet* toate cadrele schimbate de A1 şi A2 vor ajunge la toate staţiile de pe segment, astfel că, deşi nu au emis nici un cadru, atât A3 cât şi ruterul vor avea câte o tabelă *ARP* cu 2 intrări. Aceste intrări expiră după o perioadă de timp, fiind înlăturate din tabela *ARP*.

Comunicaţia între staţii aflate în reţele diferite are loc în modul următor: protocolul de rezoluţie a adresei se bazează pe difuzări la nivel Legătură de date. Ruterele, în schimb, nu propagă pachetele de difuzare de nivel Legătură de date în afara reţelei din care provin.

Există două modalităţi prin care staţii aflate în reţele diferite pot comunica: (a) *proxy ARP* şi (b) *default gateway*.

a) Proxy ARP - este o **extensie a protocolului de rezoluţie a adresei**. Pornind de la faptul că ruterul nu va transfera pachetele de difuzare, *Proxy ARP* va determina ruterul să răspundă la toate

cererile *ARP* destinate unor adrese în afara reţelei cu propria sa adresă *MAC*.

În cazul reţelei de mai sus, să considerăm că staţia A1 vrea să comunice cu B1. După ce nu va găsi adresa *MAC* a staţiei B1 în tabela *ARP* va **trimite o cerere *ARP***. Cadrul va fi recepţionat de către toate dispozitivele de reţea aflate pe acest segment.

Staţiile A2 şi A3 deja au în tabela *ARP* informaţii despre A1, astfel încât vor **reseta timpul de viaţă** al acestei intrări. Ruterul va reseta şi el acest timp, iar apoi, analizând adresa *IP* destinaţie, va concluziona că destinaţia nu se află în acelaşi segment. Dacă acesta ar fi fost un **cadru obişnuit**, ruterul ar fi luat o decizie pe baza tabelei sale de rutare. Fiind totuşi o **cerere *ARP*,** ruterul va genera un **răspuns *ARP*,** ce va conţine propria sa adresă *MAC*.

Răspunsul *ARP* va fi încapsulat, iar antetul va avea atât la nivelul **Legătură de date** cât şi la nivelul **Reţea** în câmpul „**Adresă sursă"** adresa interfeţei ruterului ce se află conectată la reţea. Ruterul va determina pe ce interfaţă trebuie să trimită pachetele destinate pentru 24.8.17.2 şi va trimite pe această interfaţă o nouă cerere *ARP*. B1 va răspunde la aceasta.

În final toate staţiile din reţeaua A îşi vor adăuga o nouă intrare în tabela *ARP* ce va face corespondenţa între 193.23.1.18 şi adresa *MAC* a interfeţei ruterului. În plus staţia A1 va mai adăuga o intrare ce va mapa 24.8.17.2 cu adresa *MAC* a interfeţei ruterului. Staţiile din reţeaua B vor insera două intrări în tabelele *ARP* proprii.

Din acest moment staţia A1 va încapsula transmisia destinată staţiei B1, folosind adresa *IP* a lui B1 şi adresa *MAC* a ruterului. Ruterul va primi cadrele, va înlocui **Adresa sursă** din antetul de nivel **Legătură de date** cu **Adresa sa** şi le va trimite mai departe către B1.

b) Pentru o **staţie dată *default gateway*** este adresa *IP* a interfeţei de pe ruter, ce conectează reţeaua din care face parte respectiva staţie. Odată precizat un *default gateway*, **nivelul Reţea** va mai căpăta o nouă atribuţie, trebuind să determine dacă destinaţia este sau nu în aceeaşi reţea.

Dacă nu este, atunci se va folosi adresa *IP* a destinaţiei finale şi adresa *MAC* a *default gateway*. Astfel, în tabela *ARP* va fi căutată adresa interfeţei ruterului.

4.3.2. Alte protocoale în suita de protocoale Internet. Trebuie menţionat că mai există şi alte protocoale în suita de protocoale Internet, cum ar fi: ***RARP* (*Reverse Addres Resolution Protocol*), *GGP* (*Gateway-to-Gateway Protocol*)** etc. Dar aceste protocoalele au modul de utilizare mai ingust şi specific:

a) ***RARP* (*Reverse Addres Resolution Protocol*) -** este protocolul care realizează aplicaţia inversă protocolului ***ARP***, traducând adresa *hardware* în adresă Internet.

b) **Porţile (*gateway*)** - sunt combinaţii de *hard* şi *soft* care realizează o legătură între două tipuri diferite de reţele. Poarta are rolul de a **transfera informaţiile şi de a le converti într-un format compatibil** cu protocoalele utilizate de reţeaua destinaţie. De exemplu, prin porţi se pot stabili legături **între diferite sisteme *e-mail***, astfel încât utilizatorii să poată realiza schimburi de mesaje fără probleme de incompatibilitate a echipamentelor folosite.

Protocolul *Gateway-la-Gateway* (*GGP*) este un protocol definit pentru rutarea *datagramelor* între *gateway*-urile în Internet. Principiul de funcţionare a acestui protocol constă în aceea că **fiecare mesaj are un antet *GGP*** - câmp care identifică **tipul de mesaj şi formatul câmpurilor rămase**.

Protocolul *Gateway-la-Gateway* a fost conceput ca un *Internet Protocol* similar protocolului *TCP* şi *UDP*.

c) **Protocolul *VMTP* (*Versatile Message Transaction Protocol*) –** este destinat suportului de tranziţie a informaţiei prin *Remote Procedure Call* (*RPC*). Funcţia de bază a acestui protocol implică **securitate, schimburi de mesaje asincrone, *multicast*** etc.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Descrieţi funcţiile protocoalelor de nivel Reţea.
2) Explicaţi principiile de lucru a protocolului *ARP* (*Address Resolution Protocol*).
3) Analizaţi destinaţia protocolului *RARP* (*Reverse Addres Resolution Protocol*).
4) Protocoalele *GGP* (*Gateway-to-Gateway Protocol*), *VMTP* (*Versatile Transaction Protocol*).

4.4. Nivelul Transport. Protocoalele la nivel Transport

Principala sarcină a nivelului 4 - o reprezintă **transportarea şi controlarea fluxului informaţional de la sursă către destinaţie**. Informaţiile trebuie să ajungă în mod sigur „curate" la destinaţie.

Este important de specificat faptul că reţelele conectate la internet folosesc protocoalele *TCP/IP*, iar foarte multe organizaţii (neafiliate guvernamental) au realizat propriul internet utilizând aceleaşi protocoale *TCP/IP*. Tot ce se referă la suita de protocoale *TCP/IP*, se foloseşte cuvântul Internet scris cu literă mare, pentru a evita confuzia cu interneturile care folosesc alte protocoale diferite de *TCP/IP* [79, 80].

La nivelul Transport *TCP/IP* foloseşte două protocoale: *UDP* (protocol fără conexiuni) şi *TCP* (protocol orientat pe conexiune).

4.4.1. *UDP* (*User Datagram Protocol*)

1) Caracteristici *UDP*

UDP - este un protocol de nivel Transport construit special pentru a oferi un **serviciu de comunicare cât mai simplu peste *IP***. *UDP* este proiectat pentru aplicaţiile care nu trebuie să recompună segmentele cu date: protocoalele de la nivelul aplicaţii sunt direct răspunzătoare de siguranţa datelor transmise. Acest protocolul **nu este orientat la conexiune** şi este folosit pentru a transmite *datagrame* fără a fi nevoie de confirmarea recepţiei sau de garantarea

transmiterii acestora. Specificaţiile protocolului au fost publicate în 1980 [81]. Retransmiterea datelor în caz de erori trebuie „ordonată" de alte protocoale.

Unele caracteristici ale UDP-ului sunt:

- *UDP* este potrivit pentru scopuri, unde **verificarea şi corectarea eroarelor nu este necesară**, evitând de o astfel de prelucrare la nivel de reţea;
- *UDP* este un serviciu de tip *datagramă*: **cererile** de trimitere de date primite de la nivelul superior sunt **tratate independent**;
- *UDP* trimite *datagrame UDP* corespunzătoare cu dimensiunea datelor primite **de la nivelul Aplicaţie**;
- comunicarea are loc fără stabilirea unei legături (*conection-less*): **nu există mecanisme de stabilire şi terminare a unei conexiuni** deoarece toate datele sunt trimise în cadrul unui singur pachet *IP*, care potenţial va fi supus fragmentării;
- *UDP*-ul produce pentru fiecare transfer cerut de nivelul Aplicaţie, un **pachet *IP*** (care ulterior poate fi supus fragmentării) care, dacă ajunge la destinaţie corect, va fi livrat direct nivelului Aplicaţie;
- **nu se garantează ajungerea la destinaţie** a datelor (*best effort*): ajungerea la destinaţie nu este anunţată sursei;
- datele transportate sunt protejate de o **sumă de control**.

Utilizarea *UDP*-ului:

- servicii de rezolvare a numelor (*DNS - Domain Name System*) - întrebările şi răspunsurile scurte pot fi mai eficient implementate peste *UDP*;
- fluxuri multimedia - mecanismele complicate de control al fluxului ale *TCP*-ului ar deprecia interactivitatea;
- server de fişiere (*NFS - Network File System*) - acest tip de aplicaţii sunt în general rulate în reţele locale cu performanţe ridicate care nu necesită mecanismele *TCP*;

- managementul reţelei (*SNMP - Simple Network Management Protocol*);

- protocoale de rutare (*RIP - Router IP*).

2) Formatul pachetelor *UDP* (*User Datagram Protocol***) (**vezi Tabelul 4.9.**)**

Datagramele UDP sunt formate dintr-un antet urmat de datele care se doresc transmise.

Tabelul 4.9. Structura unei *datagrame UDP*

Port sursa (16 biţi)	**Port destinaţie (16 biţi)**
Lungime pachet *UDP* (16 biţi)	**Suma de control (16 biţi)**
Date	

Antetul cuprinde:

- Port sursă - împreună cu adresa *IP* a sursei, acest număr identifică în mod unic locul de unde a fost trimis *datagrama UDP*;

- Port destinaţie - împreună cu adresa *IP* a destinaţiei, acest număr identifică în mod unic destinaţia dorită pentru *datagrama UDP*;

- Lungimea pachetului *UDP* - lungimea minimă măsoară *datagrama UDP* cu antet şi prin urmare are o valoare minimă de 8 octeţi;

- Sumă de control - acoperă întreg pachetul *UDP* cât şi un pseudo-antet de **12 octeţi** (**96 biţi**) format din: adresa *IP* a sursei - **32 biţi**; adresa *IP* a destinaţiei - **32 biţi**; **8 biţi de zero** pentru aliniere; numărul protocolului *UDP* reprezentat pe **8 biţi**; lungimea pachetului *UDP* - **16 biţi**. Deoarece suma de control necesită în calculul ei un număr multiplu de 16 octeţi, la sfârşitul datelor se adaugă un număr potrivit de **octeţi de zero**. Dacă suma este 0 atunci ea va fi stocată ca 2^{16}=65.536 (toţi biţii pe 1). Un 0 în câmpul sumei de control indică faptul că suma de control nu a fost calculată.

4.4.2. *TCP* (*Transmission Control Protocol*) - reprezintă protocolul **orientat la conexiune** care oferă transmisia datelor în modul ***full-duplex*** [82].

Deoarece protocolul *IP* este de tip *datagramă,* utilizarea lui direct în aplicaţii care în general au nevoie de conexiuni sigure, este dificilă. Din aceste motive peste *IP* a fost construit un alt protocol, *TCP* (*Transimission Control Protocol*), care corectează aceste probleme.

Prin intermediul *TCP*, calculatoarele schimbă informaţii între ele sub **formă de segmente**. Un segment este format dintr-un **antet de 20 de octeţi urmat de zero** sau mai mulţi octeţi de date. Programul decide singur care este mărimea acestor segmente ţinând cont de două situaţii:

(1) Fiecare segment **nu trebuie să depăşească cei 65.536 octeţi** de informaţie utilă *IP*.

(2) Fiecare reţea are o unitate maximă de transfer (*MTU – Maximum Transfer Unit*) în care trebuie să încapă segmentul *TCP*.

Un segment care ajunge într-o reţea cu o ***MTU* mai mică decât dimensiunea sa**, va fi fragmentat de către ruterul respectivei reţele. Fiecare nou segment format prin fragmentare are propriile antete *TCP* şi *IP,* această situaţie conducând la creşterea gradului de încărcare al reţelei (fiecare segment primeşte un antet de **40 octeţi de informaţie suplimentară**).

a) Caracteristici *TCP*:

- Alături de protocolul *UDP*, *TCP* se situează **pe nivelul transport** în ierarhia de protocoale. Dar, cu toate că, se bazează pe acelaşi protocol (*IP*) ca şi *UDP*, *TCP* furnizează către nivelul **Aplicaţie** cu totul alt tip de servicii, **servicii orientate-conexiune**, sigure, de tip **flux de octeţi**.

– **Termenul de orientat-conexiune** presupune că, între cele două aplicaţii care comunică utilizând *TCP*, trebuie să se stabilească o conexiune *TCP* înainte ca transferul de date să aibă loc. Această **conexiune este virtuală**, asemănător cum se întâmplă în sistemul de

telefonie clasică: cineva formează un număr şi abia în momentul în care cealaltă persoană răspunde se poate începe conversaţia.

Fiind o **conexiune *host-la-host*, nu există noţiunile de *broadcast* sau *multicast***.

– **Transferul sigur de date** este asigurat în următorul mod: datele sunt împărţite în bucăţi a căror dimensiune optimă e determinată de *TCP*. Unitatea de date trimisă de *TCP* către nivelul reţea poartă **numele de segment**.

Când *TCP* trimite un segment, porneşte un *timer* şi dacă nu se primeşte confirmarea segmentului respectiv într-un anumit timp, îl **retransmite**. În momentul în care se primeşte un segment *TCP*, trimite o confirmare (din motive de eficienţă aceasta poate fi amânată).

– În *header*-ul *TCP* este menţinută o **sumă de control** pentru detectarea modificărilor în date. Dacă se recepţionează un segment corupt, *TCP* îl ignoră, urmând să fie retransmis datorită neprimirii confirmării.

– Deoarece segmentele *TCP* sunt transmise mai departe încapsulate în *datagrame IP*, iar acestea pot ajunge în orice ordine, segmentele *TCP* **pot ajunge în altă ordine decât cea în care au fost trimise**. De aceea, la destinaţie *TCP*-ul trebuie să se folosească de numere de secvenţă pentru a **reordona eventual segmentele** înainte de a le livra către nivelul Aplicaţie. De asemenea, *TCP* trebuie să asigure **ignorarea duplicatelor**.

– *TCP* asigură **controlul fluxului** în condiţiile în care **viteza de trimitere a datelor de la sursă poate fi mult mai mare decât capacitatea de prelucrare de la destinaţie**.

– Serviciul oferit de *TCP* este de tip **flux de octeţi,** deoarece oferă **garanţii** că fluxul de date trimis de sursă va fi livrat fără modificări la destinaţie.

b) Formatul pachetelor *TC:*

Segmentele sunt formate dintr-un **antet de 20 octeţi** urmat de datele primite de la nivelul Aplicaţie. Antetul poate uneori conţine şi o **serie de opţiuni**, caz în care poate ajunge la **60 octeţi**.

Antetul unui segment *TCP* cuprinde (vezi Tabelul 4.10):

Tabelul 4.10. Antetul unui segment *TCP*

<table>
<tr><td colspan="8">Lungimea antetului</td></tr>
<tr><td colspan="7">Port sursă (16 biţi)</td><td>Port destinaţie (16 biţi)</td></tr>
<tr><td colspan="8">Număr de secvenţă (32 biţi)</td></tr>
<tr><td colspan="8">Număr de confirmare (32 biţi)</td></tr>
<tr><td>N (4</td><td>Rezer-vat (6 biţi)</td><td>URG (1 bit)</td><td>ACK (1 bit)</td><td>PSH (1 bit)</td><td>RST (1 bit)</td><td>SYN (1 bit)</td><td>FIN (1 bit)</td><td>Dimensiunea ferestrei (16 biţi)</td></tr>
<tr><td colspan="7">Sumă control (16 biţi)</td><td>Indicator urgent (16 biţi)</td></tr>
<tr><td colspan="8">Opţiuni (cuvinte de 32 biţi) (până la 40 octeţi)</td></tr>
<tr><td colspan="8">Date (opţional)</td></tr>
</table>

- **Port sursă** - pentru specificarea portului aplicaţiei transmiţătoare. **Port destinaţie** - pentru specificarea portului aplicaţiei ce recepţionează segmentul *TCP*. Aceste două porturi, **împreună cu adresele ale sursei şi destinaţiei**, conţinute în antetul *IP* identifică în mod unic conexiunea. Pentru o pereche formată dintr-o adresă *IP* şi un port se foloseşte adesea denumirea de *socket*.

- **Număr de secvenţă** - este folosit pentru a **asigura la destinaţie ordonarea corectă a informaţiilor**. Pentru a asigura un serviciu de tip ***flux* de octeţi,** *TCP* numerotează fiecare octet de date utilizând un număr de secvenţă. Numărul de secvenţă din cadrul antetului *TCP* specifică primul octet din *fluxul* trimis.

La iniţierea unei conexiuni, se setează *flag*-ul *SYN* (sincronizare) şi se alege aleator un număr de secvenţă de început, utilizând un generator de numere de secvenţă, *ISN* (*Initial Sequence Number*). Numărul de secvenţă al primului octet de date va fi numărul generat *ISN* plus 1, deoarece pachetul de iniţiere (cu *SYN* setat) consumă şi el un număr de secvenţă. *Flag*-ul de terminare a conexiunii, *FIN* (Sfârşit), consumă şi el un număr de secvenţă.

- **Confirmare** - reprezintă numărul de secvenţă al octetului de

date pe care transmiţătorul confirmării aşteaptă să-l primească. Astfel, dacă s-a recepţionat octetul cu numărul de secvenţă *x* (în numerotaţia sursei) pachetul de confirmare va avea *flag*-ul *ACK* (confirmare) setat şi va conţine numărul de confirmare *x*+1.

- **Lungimea antetului** - indică numărul de cuvinte de 32 de biti (4 octeţi), care sunt conţinute în antetul *TCP*, deoarece câmpul „**Opţiuni"** este de lungime variabilă. Acest câmp este urmat de 6 biţi nefolosiţi (rezervaţi pentru dezvoltările ulterioare).

- 6 biţi **de control** reprezentând următoarele *flag*-uri ce pot fi setate simultan:

  - ***URG*** (Urgent) - câmpul urgent *pointer* este valid, indică deplasamentul în octeţi faţă de numărul curent de secvenţă la care se află informaţia urgentă şi se foloseşte la înlocuirea mesajelor de întrerupere.

  - ***ACK*** (Confirmare) - câmpul de confirmare este valid, indică validitatea numărului de confirmare. Dacă acest bit are valoarea zero, este ignorat câmpul „N**umăr de confirmare"** al segmentului respectiv.

  - ***PSH*** (*Push* - Forţare) – destinaţia: trebuie să trimită datele către nivelul **Aplicaţie** cât mai devreme, acest bit indică destinatarului să livreze datele.

  - ***RST*** (*Reset*) – desfiinţează o conexiune care a devenit inutilizabilă, se doreşte resetarea conexiunii.

  - ***SYN*** (Sincronizare) – stabileşte conexiunea între calculatoare, iniţierea conexiunii.

  - ***FIN*** (Sfârşit) – termină o conexiune.

- **Dimensiunea ferestrei** - reprezintă numărul de octeţi (începând cu numărul de secvenţă conţinut în câmpul de confirmare) pe care destinaţia e dispusă să-l primească. Este limitat la 65.536 octeţi dar, cu toate că pare o limită destul de mare, există situaţii când se doresc valori mult mai mari. În acest scop se folosesc nişte opţiuni speciale.

- **Suma de control** - este calculată pentru antetul şi informaţia

propriu zisă. Iniţial acest câmp are valoarea zero, iar câmpul de date este completat cu un octet suplimentar nul, dacă lungimea sa este un număr impar. Această sumă de control acoperă întregul segment *TCP* (atât datele cât şi antetul *TCP*) şi este obligatoriu să fie **completat de transmiţător şi verificat de receptor**. Dar la calculul sumei de control se ia in considerare şi o zona specială de 12 octeţi ce cuprinde pentru re-verificare câmpuri din antetul *IP* (adresa *IP* a sursei şi a destinaţiei). După adăugarea acestui pseudo-antet **datele se împart în cuvinte de 16 biţi** în vederea calculării sumei de control, adăugându-se eventual şi un octet de aliniere.

- **Urgent *pointer*** - este utilizat pentru specificarea deplasamentului ultimului octet de date trimis în regim urgent. Astfel, ultimul octet din secvenţa urgentă se obţine adunând acest câmp la numărul de secvenţă. Ce înseamnă acest mod urgent de transmitere: există situaţii în care aplicaţiile trimit date neordonate. Să presupunem că aplicaţia a trimis către nivelul transport o cantitate mare de date, dar la un moment dat se observă ceva în neregulă şi doreşte să anuleze operaţia. Dacă trimite o comandă de anulare, aceasta va fi adăugată la sfârşitul şirului de octeţi, deci va ajunge la nivelul Aplicaţie de la receptor. Activând **Modul urgent,** datele vor fi plasate la începutul pachetului. Aplicaţiile mai cunoscute care folosesc acest mod sunt *Telnet, Rlogin* şi *FTP*.

- **Opţiuni** - până la 40 de octeţi – este proiectat pentru a suporta facilităţi ulterioare; câmpul **„Opţiune”** este folosit mai ales pentru a indica **lungimea maximă** a unui segment *TCP*.

c) Iniţierea şi terminarea unei conexiuni *TCP:*

TCP este un protocol orientat la conexiune, deci presupune stabilirea unei căi virtuale între sursă şi destinaţie. Modul de transmisie în cazul protocolului *TCP* este *full-duplex,* deci sunt transmise date simultan în ambele direcţii. Aceasta presupune că cel care iniţiază conexiunea trebuie să primească aprobarea celuilalt capăt înainte de începerea transferului de date: sursa îşi anunţă

intenţia de a iniţia o conexiune, destinaţia trimite un pachet cu confirmarea cererii şi un pachet de iniţiere a conexiunii de la el la sursă, iar apoi sursa confirmă cererea primită de la destinaţie.

În cadrul **protocolului de iniţiere există 2 tipuri de cereri de iniţiere**: cerere activă (*active open*), iniţiată de clientul ce doreşte să stabilească conexiunea cu serverul şi cerere pasivă (*passive open*), din partea serverului.

Etapele procesului de stabilire a conexiunii sunt:

1. **Clientul trimite** un segment cu *flag*-ul *SYN* (sincronizare – stabileşte conexiunea între calculatoare, iniţierea conexiunii) setat, care conţine informaţii despre portul sursă, portul de destinaţie şi numărul de secvenţă generat iniţial (*ISN*). Opţional se pot stabili parametrii conexiunii prin setarea lungimii maxime a segmentelor (*MSS*) dispus să le primească de la server.

2. Al doilea segment e **trimis de server** şi are un rol dublu: (a) confirmă segmentul primit de la client prin setarea *flag*-ului *ACK* (câmpul de confirmare - indică validitatea numărului de confirmare: dacă acest bit are valoarea zero, este ignorat câmpul „număr de confirmare" al segmentului respectiv) şi (b) completează numărul de secvenţă cu numărul de secvenţă primit plus 1.

3. **Clientul trimite** un segment cu confirmarea cererii din partea serverului (*ACK* setat este completat cu numărul confirmat şi cu numărul de secvenţa primit plus 1). Acest pachet poate conţine date. Se poate întâmpla că uneori cele două capete care vor să comunice, încearcă să stabilească conexiunea simultan. În acest caz, după ce fiecare a trimis segmentul de iniţiere (iniţiere activă), ambele vor trimite un segment cu *SYN* plus *ACK* şi se va stabili o singură conexiune, nu două.

Protocolul de terminare. Oricare dintre cele două părţi poate solicita închiderea conexiunii, dar conexiunea fiind *full-duplex*, transferul de date în celălalt sens poate continua (această situaţie e denumită *half-close*). O închidere completă a unei conexiuni *TCP* presupune **următorul algoritm:**

1. **Clientul trimite** un segment cu *flag*-ul *FIN* (sfârşit – termină o conexiune) activat, solicitând închiderea conexiunii.

2. **Serverul trimite** un segment *ACK* confirmând primirea cererii. Numărul de confirmare se completează normal, ca numărul de secvenţă primit plus 1

3. **Serverul continuă să trimită date către client**. Când doreşte să închidă conexiunea, el trimite un segment cu *FIN* activat.

4. **Clientul trimite** un pachet *ACK*, confirmând închiderea conexiunii.

5. Cel care iniţiază procedura de închidere (trimite primul *FIN*), realizează o închidere activă (*active close*), iar la celălalt capăt are loc o închidere pasivă (*passive close*).

În mod similar cu deschiderea simultană există posibilitatea ca **ambele capete ale conexiunii *TCP* să iniţieze simultan procedura de închidere a conexiunii**. În acest caz ambele părţi vor trimite *FIN* şi vor aştepta primirea unui *ACK*. În continuare fiecare va primi cererea de terminare şi va trimite *ACK*. Se observă că numărul de segmente transferate pentru realizarea închiderii conexiunii (4 segmente) este acelaşi ca la terminarea normală.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Analizaţi caracteristicile protocoalelor *UDP şi TCP*
2) Explicaţi formatul pachetelor *UDP şi TCP*
3) Descrieţi etapele procesului de stabilire a conexiunii *TCP*

Întrebările pentru autoevaluare:

1. Nivelul Reţea. Sisteme autonome. Clasificarea protocoalelor de rutare
2. Caracterizaţi protocolul *IP, TCP*. Clasele de adrese
3. Cum se utilizează masca de reţea? Subreţele (*host*-uri)
4. Protocoalele de nivel Reţea. Protocoalele *ARP* şi *RARP*
5. Nivelul Transport. Protocoalele la nivel Transport

Capitolul 5. Descrierea nivelelor: Sesiune, Prezentare, Aplicaţie

Menţionăm că nivelele utilizator ale modelului *OSI* se consider: nivelul 5 - Sesiune, nivelul 6 - Prezentare, nivelul 7 - Aplicaţie [11].

Nivelul Sesiune - furnizează controlul comunicaţiei între aplicaţii. Stabileşte, menţine, gestionează şi închide conexiuni (sesiuni) între aplicaţii.

Nivelul Prezentare - transformă datele în formate înţelese de fiecare aplicaţie şi de calculatoarele respective, asigură compresia datelor şi criptarea.

Nivelul Aplicaţie - realizează interfaţa cu utilizatorul şi interfaţa cu aplicaţiile, specifică interfaţa de lucru cu utilizatorul şi gestionează comunicaţia între aplicaţii. Acest nivel nu reprezintă o aplicaţie de sine stătătoare, ci doar interfaţa între aplicaţii şi componentele sistemului de calcul.

În continuare studiem particularităţile acestor nivele mai detaliat.

5.1. Nivelul Sesiune

Nivelul Sesiune este cel care coordonează aplicaţiile care interacţionează când două calculatoare comunică între ele.

Nivelul Sesiune stabileşte, gestionează şi încheie sesiunile de lucru între aplicaţii. Comunicarea între două calculatoare implică derularea unor mini-conversaţii pentru a se asigura că cele două calculatoare pot efectiv comunica. În timpul acestor mini-conversaţii fiecare din **participanţi joacă un rol dublu**: ca şi în cazul unui

client, pot să ceară la un moment dat un serviciu, dar ca şi în cazul unui **server** pot să ofere un serviciu. Procesul prin care se determină ce rol joacă la un moment dat unul din calculatoare se numeşte **controlul dialogului** [83]. De exemplu, nivelul Sesiune decide când are loc o comunicare în ambele sensuri simultan sau când are loc o comunicare în ambele sensuri alternativ (controlul dialogului).

Dacă se permite **o comunicare în ambele sensuri simultan**, nivelul Sesiune devine mai puţin activ în ceea ce priveşte gestionarea conversaţiei şi permite celorlalte niveluri ale celor două calculatoare să controleze întregul proces. În acest caz este posibil să apară coliziuni în cadrul acestui nivel.

Coliziunile de la nivelul Sesiune se manifestă doar sub forma a două mesaje transmise unul către celălalt şi care **creează confuzie fie la nivelul unui calculator, fie în ambele**. Dacă aceste coliziuni nu sunt tolerate, controlul dialogului apelează la o **comunicare în ambele sensuri alternativ**. În acest caz se foloseşte un **jeton specific** nivelului Sesiune, prin care cele două calculatoare stabilesc ordinea în comunicare (similar cu jetonul de la nivelul 2).

Protocoalele nivelului 5 pot fi identificate în timpul *login*-ului sau în cadrul unei aplicaţii: *NFS* (*Network File System*), *SQL* (*Structured Query Language*), *RPC* (*Remote Procedure Call*), *X-Window System*, *ASP* (*Apple Talk Session Protocol*), *DNA* (*Digital Network Architecture*), *SCP* (*Session Control Protocol*) (vezi Anexa 1).

5.2. Nivelul Prezentare

Nivelul Prezentare este cel care răspunde de prezentarea datelor într-o formă pe care calculatorul sursă să o poată „înţelege”.

Acest nivel acţionează ca un traducător pentru echipamentele care comunică într-o reţea şi îndeplineşte trei funcţii principale:

- prezentarea datelor;
- criptarea datelor;
- compresia datelor.

După ce primeşte datele de la nivelul Aplicaţie, dar înainte de a le transmite nivelului Sesiune, nivelul Prezentare execută una sau mai multe din funcţiile prezentate anterior. La destinaţie, nivelul Prezentare preia datele de la nivelul Sesiune, execută funcţiile necesare şi apoi transferă datele nivelului Aplicaţie.

Presupunem, că o staţie vrea să comunice cu un *maincadru*. Staţia foloseşte codurile *ASCII* pentru reprezentarea caracterelor, în timp ce *maincadru*-ul foloseşte codurile *EBCDIC*. Traducerea informaţiilor dintr-un cod în altul este realizată cu ajutorul nivelului 6.

Afară de reprezentarea caracterelor, standardele nivelului 6 vizează şi **modalităţile de prezentare a imaginilor grafice**:

- *PICT* – format pentru imagini, utilizat pentru transferul imaginilor grafice *QuicDraw* între programele sistemelor *MAC*;
- *TIFF* – format pentru imagini *bit-map* cu rezoluţie mare;
- *JPEG* – formatul *joint photographic experts group*;

Alte cerinţe se referă la **formatul de prezentare a sunetelor şi filmelor:**

- *MIDI* – pentru sunet digital (*Musical Instrument Digital Interface*);
- *MPEG* – standard pentru compresia şi codificarea filmelor video pe suport *CD* etc. (*Motion Picture Experts Group*)
- *QuickTime* – standardul pentru lucrul cu fişiere audio-video pe maşini *MAC* (diferenţă fată de *QuickTime for Windows*)

Folosind un soft specializat, la nivelul 6 se poate realiza şi **criptarea datelor**. Prin criptarea datelor se înţelege protejarea informaţiei în timpul transmiterii ei prin reţea. Majoritatea tranzacţiilor financiare ce se derulează prin Internet fac apel la criptare. De cele mai multe ori, o astfel de aplicaţie foloseşte o cheie de criptare pentru a codifica datele într-o nouă formă şi o cheie de decriptare pentru a le aduce în forma iniţială.

Tot nivelul Prezentare este cel care răspunde şi de **compresia fişierelor** - o tehnică prin care se reduce mărimea lor folosind algoritmi destul de complex.

5.3. Nivelul Aplicaţie

Nivelul Aplicaţie este cel mai apropiat de utilizatorul calculatorului.

Nivelul Aplicaţie este responsabil cu **identificarea partenerilor** disponibili să comunice, sincronizează aplicaţiile, stabileşte proceduri pentru recuperarea datelor şi controlează integritatea acestora.

Aplicaţiile Internetului sunt numeroase: în primul rând afişarea de informaţii mai mult sau mai puţin statice cu formă de text, imagini şi sunete (pagini *web*), poşta electronică (*e-mail)*, transferul de fişiere de date şi informaţii, *chat*, video, telefonie şi telefonie cu imagine prin Internet, televiziune prin Internet, *e-commerce*, învăţământul la distanţă (*e-learning*), transmisiea vocii prin Internet (*VoIP –Voice over Internet Protocol*), conversaţii în timp real (*IRC - Internet Relay Chat*), transmisii multimedia în timp real, sondări de opinie, mediu pentru răspândirea ştirilor, mediu pentru toate genurile de grafică şi muzică, deschiderea unei sesiuni de lucru de la distanţă, grupuri de discuţii pe teme prestabilite, jocuri interactive prin reţea, operaţii bancare (*Internet banking*) şi multe altele [53]. Printre ele, *World Wide Web*, prescurtat *WWW*[30], este la loc de vârf, deoarece este o aplicaţie multimedială şi integrativă, cu o interfaţă de utilizator (*Graphic User Interface - GUI*) foarte atrăgătoare din punct de vedere grafic, practic şi simplu de folosit.

Toate aceste servicii se bazează pe diverse aplicaţii Internet, dezvoltate în ultimii ani, precum pagini şi *site*-uri *web* editate cu

[30] *WWW* a fost inventat de către *Tim Berners-Lee* în anul 1993.

diverse limbaje (*HTML – HyperText Markup Language*, *XML – Extendable Markup Language*, *PHP – Personal Home Page* sau *Hypertext PreProcessor*), baze de date care pot fi accesate numai pentru preluare de informaţii şi/sau pentru înscriere de date prin intermediul formularelor electronice etc.

Numărul furnizorilor de servicii Internet (*ISP – Internet Service Provider*) este în creştere. De asemenea, vitezele oferite pentru trafic sunt mai mari, întârzierile de transmisie şi pierderile de pachete mai mici datorită dezvoltării echipamentelor de comunicaţie pentru reţelele de calculatoare (modem – *Modulator DEModulator*; *hub, switch, bridge, route*r), a diversificării mediilor fizice de transmisie (cablu torsadat, cablu coaxial, fibră optică, în eter „fără fir" sau „*wireless*"), dar şi a tehnologiilor Internet: (*Ethernet, FastEthernet, GigaEthernet, FDDI – Fiber Distributed Data Interface, WLAN – Wireless LAN, FR – Frame Relay, ATM – Asynchronous Transfer Mode, ISDN – Integrated Services Digital Network, ADSL – Asymmetric Digital Subscriber Line* etc.).

Pentru folosirea tuturor aplicaţiilor este nevoie în general doar de un singur program multifuncţional numit ***browser*.** Exemple: *MS Internet Explorer, Mozilla Firefox* (provenit din *Netscape Navigator*), *Google Chrome, Opera, Apple Safari* etc. De asemenea, accesul la Internet poate fi asigurat şi din afara unei reţele proprii-zise de calculatoare, din alte reţele de comunicaţii cum sunt cele de telefonie mobilă. Transportul pachetelor Internet poate fi realizat nu numai de reţelele de calculatoare dedicate acestui scop ci şi de reţele de comunicaţii cu alt profil, precum cele de televiziune prin cablu.

În 1999, a apărut conceptul de INTERNET 2, administrat de *UCAID* (*University Corporation for Advanced Internet Development*), ca parteneriat între universităţi, corporaţii şi agenţii guvernamentale din întreaga lume, având ca scop dezvoltarea de noi aplicaţii Internet şi a infrastructurii în care se vor utiliza acestea.

Pentru dezvoltarea Internetului, se au în vedere noi standarde şi protocoale pentru reţelele de comunicaţii, asigurarea securităţii comunicaţiilor prin operaţii de autentificare a mesajelor, criptare a datelor şi folosirea semnăturilor digitale, implementarea de noi servicii la cererea clienţilor în special pentru dezvoltarea aplicaţiilor de tip „realitate virtuală", cum sunt jocurile interactive, magazinele „virtuale" pentru cumpărături *on-line* sau spitalele „virtuale" cu accesare de la distanţă, în care pot colabora doctori din diferite ţări.

Companiile multinaţionale îşi creează reţele de calculatoare private, securizate (*intranet*) pentru comunicaţii între diverse locaţii de pe glob, securizate faţă de utilizatorii din afara reţelei.

Analizăm unele protocoale care oferă facilităţi la nivelul Aplicaţie:

5.3.1. *Telnet* (*Terminal Emulation Protocol*)

TELNET (*Virtual Terminal Connection Protocol*) este un protocol de terminal virtual care permite **conectarea unui utilizator de la distanţă la anumite calculatoare-gazd**ă, rulând programul *telnet* al serverului. Se utilizează algoritmi de negociere cu terminalul respectiv, pentru a-i cunoaşte caracteristicile. Acesta este văzut ca un **terminal virtual** cu care se poate comunica de la distanţă, indiferent de caracteristicile lui fizice.

Protocolul *Telnet* transmite apăsările de taste (*keystrokes*) către *remote host* şi afişează rezultatul acestor *keystrokes* pe terminalul local; permite utilizatorilor să se logheze pe computerele aflate în altă locaţie şi să acceseze resursele acestora de pe computerul local; emulează un terminal pentru a fi folosit peste o conexiune *TCP* [84].

5.3.2. *File Transfer Protocol* (*FTP* - Protocol pentru transferul fişierelor) - este protocolul care oferă facilităţi pentru **transferul fişierelor** pe/de pe un calculator din reţea. De multe ori pentru această acţiune utilizatorul este nevoit să se autentifice pe calculatorul de pe care doreşte să încarce/descarce fişiere.

Facilitatea cunoscută sub numele de *anonymous FTP* lucrează cu un **cont public implementat pe calculatorul gazdă, numit *guest*** [85].

Când se iniţiază un transfer prin *FTP* trebuie precizate următoarele aspecte:

1) **Tipul fişierului** - se specifică maniera în care datele conţinute de un fişier vor fi aduse într-un format transportabil prin reţea:

- fişiere *ASCII* (*American Standard Code for Information Interchange*) şi *EBCDIC* (*Extended Binary Coded Decimal Interchange Code*) – calculatorul care transmite fişierul îl converteşte **din formatul local text în format *ASCII***;
- fişiere binare (*binary*) – fişierul este transmis exact cum este memorat pe calculatorul sursă şi **memorat la fel** pe calculatorul destinaţie;
- fişiere locale – folosite în mediile în care cel care transmite **precizează numărul de biţi/*byte***.

2) **Controlul formatului** – se referă la fişierele text care sunt transferate direct către o imprimantă:

- *No printing controls (default);*
- *Telnet printing controls;*
- *Fortran printing controls.*

3) **Structura** – fişierele pot să-şi păstreze structura internă în timpul transmisiei. Există trei posibilităţi:

- Structura fişierului – fişierul este văzut ca un flux continuu de *bytes*, fără o structură internă;
- Structura înregistrării – fişierul reprezintă o serie de înregistrări (valabil în cazul *fişierelor-text*);
- Structura paginii (structură-bloc) – fiecare pagină este numerotată pentru a putea fi transmisă în orice ordine.

4) **Modul de transmitere**. Sunt trei posibilităţi:

- *Stream* – fişierul este transferat într-o serie de *bytes*;
- *Bloc* – fişierul este transferat bloc cu bloc, fiecare cu un *header*;
- Compresat – se foloseşte o schemă de comprimare a secvenţelor de *bytes* identici.

În timpul unui transfer prin *FTP* nu există **nici un mecanism de negociere a transmisiei.**

5.3.3. *World Wide Web*. Conceptul care a stat la baza WWW este conceptul de *hypertext*.[31]

HTTP este acronimul pentru *HyperText Transfer Protocol* sau **protocolul ce stabileşte regulile de transfer** a documentelor *hypermedia*. Aplicatiile care folosesc acest protocol sunt considerate entităţi abstracte din punctul de vedere al protocolului. Ele trebuie să poată formula cereri şi/sau recepţiona răspunsuri (modelul *client-server*). Pentru referirea unei resurse în Internet, se foloseşte termenul generic *URI - Uniform Resource Identifier*. Dacă se face referire la o locaţie, spunem că avem de a face cu un *URL -Universal Resource Locator*. Dacă se face referire la un nume, avem de-a face cu un *URN - Universal Resource Name* [86, 87, 88].

Protocolul *HTTP* se bazează pe paradigma cerere/răspuns. Clientul cere accesul la o resursă, aceasta fiind identificată prin *URI*, iar serverul răspunde printr-o linie de stare ce conţine un cod de succes sau eroare şi urmează datele cerute.

Cel mai simplu caz este acela când conexiunea *client-server* se realizează prin intermediul unei singure conexiuni. În general, există mai mulţi intermediari de-a lungul conexiunii:

- ***proxy* serverul** - primeşte cereri adresate unei resurse identificate prin *URI*, rescrie anumite părţi ale mesajului, după care retrimite cererea către calculatorul adresat iniţial. El se substituie,

[31] Prin *hypertext* se înţelege o colecţie de documente unite între ele prin legături (*link*) ce permit parcurgerea acestora bidirectional.

practic, clientului iniţial, mesajul de răspuns fiind primit tot de el;

- ***gateway*** - este similar unui *proxy,* dar pe partea de server. Este un fel de cameră de primire pusă în faţa unui server sau a unui grup de servere. Serverele de „după *gateway*" nu sunt vizibile, ele fiind reprezentate de *gateway*. Cererile sosite la *gateway* sunt dirijate spre serverul care poate răspunde cererii, sau celui mai liber dintre serverele ce pot răspunde. *Gateway* realizează şi o conversie de protocol, serverul nefiind obligat să „cunoască" protocolul *HTTP;*

- ***tunnel*** - transportă date pe care nu le „înţelege". De obicei, la un capăt al tunelului se află un *server gateway*, iar la capătul celălalt - un *proxy*.

Adresarea unei resurse în Internet se face prin construcţii de forma: *protocol://[servciu].nume_dns[.nume_local/cale/subcale/ nume_document]*.

Serverul care răspunde cererilor privitoare la documente *hypermedia* se numeşte server *WWW*, acest server „cunoaşte" protocolul *HTTP* şi oferă serviciul *WWW*.

5.3.4. Poşta electronică – este astăzi una din patru aplicaţii principale ale Internetului: poşta electronică, ştiri, conectarea la distanţă, transferul de fişiere [89, 90].

Pentru **a putea transmite un mesaj** prin intermediul poştei electronice este nevoie de câteva ingrediente: un calculator, o conexiune la reţea (*modem,* de exemplu), un program care permite utilizarea acestui serviciu de Internet, o conexiune la Internet (oferită de un *provider* sau de un serviciu *on-line*) şi o adresă de *e-mail*.

Mesajul pe care îl transmiteţi este preluat în reţeaua Internet de către un server şi apoi livrat calculatorului menţionat în adresa de *e-mail*. Adresa de poştă electronică este o adresă Internet formată din două părţi, despărţite de caracterul *@*:

- prima parte a adresei reprezintă **numele de conectare a persoanei** căreia îi este destinat mesajul (*ID_user*);

- a doua parte reprezintă **denumirea domeniului** din care face

parte persoana (identifică nodul destinaţie - adresa_nod)

Dacă este instalat un *browser* ca *Microsoft Internet Explorer, Pine* (pentru *Unix), EudoraPro, America Online (AOL), HotCast, Calypso, Messenger, Mozilla Firefox*, etc., sunt instalate şi aplicaţiile necesare pentru *e-mail*.

Pentru a primi sau a trimite un mesaj, calculatorul trebuie însă să comunice cu un server de *e-mail* folosind un anumit protocol de livrare. **Acest protocol se stabileşte, de obicei, în momentul configurării softului de *e-mail*:**

- *POP* (*Post Office Protocol*) - este un protocol simplu utilizat pentru **aducerea mesajelor dintr-o cutie poştală aflată la distanţă** şi de a le depozita pe calculatorul local al utilizatorului. Este cel mai vechi protocol (1984), ajungându-se în prezent la *POP3*;

- *IMAP* (*Interactive Mail Access Protocol*) - este un protocol care a fost proiectat pentru a ajuta utilizatorilor care **folosesc mai multe calculatoare** (un calculator la birou, un calculator acasă sau un *notebook*). În acest caz, *server*-ul de *e-mail* păstrează un depozit central de mesaje, la care accesul poate fi realizat de pe orice calculator. În comparaţie cu protocolul *POP, IMAP* nu copiază poşta electronică pe calculatorul personal al utilizatorului;

- *DMSP* (*Distributed Mail System Protocol)* - este un protocol care permite utilizatorilor să **aducă poşta electronică de pe serverul** de *e-mail* pe un calculator şi după aceasta să se **deconecteze de la server**.

Când se alege un client de *e-mail,* trebuie să avem în vedere următoarele: ce standarde suportă - *IMAP, POP* etc.; capabilitatea de lucru cu conturi de *e-mail* multiple; posibilitatea de a aduce de pe server doar mesajele dorite, celelalte fiind eliminate prin filtre; posibilitatea de arhivare a *mail*-urilor, precum şi importul şi exportul textelor; ergonomia (interfaţa cu utilizatorul, modul de explicitare a erorilor intervenite, documentaţia); funcţionalitatea (în ce măsură

clientul de *e-mail* îndeplineşte şi atinge cerinţele utilizatorului, prin opţiunile puse la dispoziţie); resurse necesare sistemului pentru fiecare aplicaţie în parte pentru a rula optim şi fără întreruperi; suportul formatului *HTML*.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Enumeraţi nivelele de utilizator.
2) Caracterizaţi funcţia nivelului Sesiune.
3) Cum acţionează nivelul Prezentare?
4) Numiţi nivelul cel mai apropiat de utilizatorul calculatorului.
5) Analizaţi protocoalele care oferă facilităţi la nivelul Aplicaţie.
6) Poşta electronică

Întrebările pentru autoevaluare:

1. Descrieţi succint Nivelul Sesiune, Nivelul Prezentare, Nivelul Aplicaţie
2. Explicaţi noţiunea de *FTP*
3. Lămuriţi modul de utilizare a poştei electronice

Capitolul 6. Dispozitivele retelelor de calculatoare. Modul de interconectare

Pentru situaţiile în care se exploatează mai multe reţele locale sunt necesare atât echipamente ce facilitează realizarea conexiunii fizice, cât şi un *soft* de interconectare.

Dispozitivele de interconectare pot fi clasificate în trei categorii: **repetoare, punţi şi rutere**. Această tipologie prezintă avantajul de a urmări de aproape **stiva de protocoale OSI**, prezentând astfel acţiunile specifice fiecărui nivel.

Pentru interconectarea dispozitivelor se folosesc: **cabluri coaxiale, cabluri torsadate, fibre optice şi unde radio** [91]. La ora actuală în locul unui cablu fizic pot fi utilizate legături radio. Acestea pot fi folosite pentru interconectarea segmentelor de cablu ale reţelelor locale sau pentru conectarea sistemelor individuale la *LAN*. Este permisă astfel deplasarea sistemelor de calcul şi a altor echipamente ale reţelei dintr-un loc în altul fără a fi nevoie de modificarea unui cablaj fizic.

6.1. Repetoare. *Hub*-uri

Repetoarele se folosesc pentru prelungirea liniilor de date [92].

Repetorul este dispozitivul de interconectare ce funcţionează **la nivel Fizic**. Repetoarele conectează segmentele media ale reţelei şi asigură amplificarea şi retransmiterea semnalelor digitale, fără a putea interveni asupra conţinutului de informaţii (filtrare, corectare).

Deoarece la nivelul Fizic nu există date ci doar biţi, repetorul nu este preocupat de identificarea destinaţiei sau de verificarea unui cod de corecţie, ci doar de semnalul electric pe care-l primeşte şi de regenerarea acestuia. **Principala sa funcţie** este aceea de a extinde suprafaţa acoperită de o reţea locală cu un cost şi o latenţă foarte scăzute. Aceste echipamente permit **amplificarea semnalelor** prin retransmiterea acestora pe mai multe segmente de cablu care alcătuiesc o structură de tip arbore. În felul acesta **se măreşte distanţa fizică** pe care poate acţiona o reţea locală. Totodată repetorul poate fi utilizat pentru a face **legătura între medii de transmisiune** diferite (cablu coaxial - fibră optică, cablu coaxial - cablu torsadat). Există repetoare pentru toate mediile de transmisie pe cupru - de la cablul coaxial de diferite impedanţe până la cel torsadat.[32]

[32] La reţelele de topologia „inel" repetoarele nu sunt folosite, în aceste reţele fiecare sistem acţionând ca un repetor.

Principiul de funcţionare a repetorului constă în următoare: şirul de biţi generat iniţial de o placă de reţea respectă strict nivelurile de tensiune standardizate. Cu cât şirul de biţi călătoreşte mai mult prin cablu, semnalul electric se deteriorează şi devine din ce în ce mai slab. Repetoarele nu interpretează cadrele pe care le recepţionează, ci doar le **repetă bit cu bit** pe celelalte segmente. Pentru a opri deteriorarea semnalului peste o limită ce l-ar face de nerecunoscut pentru destinaţie, repetorul ia şirul de biţi, îl aduce **la treptele de semnalizare standardizate şi îl amplifică**.

Deprecierea semnalului nu apare doar când acesta călătoreşte prin mediul de cupru, dar şi când ataşăm prea multe dispozitive la mediul de transmisie, deoarece fiecare nou dispozitiv ataşat la mediu va provoca o mică degradare a semnalului.

Una din componentele esenţiale ale protocolului *Ethernet* este **detecţia coliziunilor**. Un domeniu de coliziune reprezintă acea secţiune dintr-o reţea în care se va propaga o coliziune, iar un domeniu de difuzare (domeniu de *broadcast*) reprezintă acea secţiune dintr-o reţea în care se va propaga un pachet de difuzare. Deoarece pentru un repetor nu există noţiunea de coliziune şi de pachet de date, repetoarele extind atât domeniile de coliziune, cât şi pe cele de difuzare.

Repetoarele împart reţeaua în microsegmente. Există o regulă foarte importantă pentru proiectarea reţelelor *Ethernet*: regula 5-4-3.

Regula 5-4-3: Comunicaţia dintre oricare două calculatoare sau dispozitive dintr-o reţea nu trebuie să treacă prin mai mult de: **5 microsegmente; 4 repetoare consecutive; 3 microsegmente populate (la care pot fi conectate staţiile)** [93].

Analizăm funcţionarea acestei reguli.

Există **o fereastră de timp pentru transmiterea unui bit**. Pentru *Ethernet*, ce oferă o viteză de *10 Mbps*, durata transmiterii unui singur bit este de **100 de nanosecunde**. Dimensiunea minimă a

cadrului *Ethernet* este de **64 de octeţi=512 biţi**. Rezultă că timpul necesar **transmiterii cadrului** de dimensiune minimă este de **51,2 microsecunde.**

Ne interesează acest timp din cauza că **apariţia unei coliziuni trebuie detectată înainte de expirarea acestui interval de timp**. În caz contrar, apariţia unei coliziuni va fi interpretată ca o coliziune la cel de-al doilea cadru şi nu pentru primul.

Latenţa introdusă de mediul de transmisie va fi dată de viteza de propagare a semnalului electric, aceasta fiind aproximativ **două treimi din viteza luminii**[33]. Rezultă că propagarea pe un **segment de 100 de metri** va dura aproximativ **0,5 microsecunde**. Comparativ cu **latenţa introdusă de un repetor *Ethernet* de aproximativ 5,6 microsecunde**, latenţa introdusă de mediul de conectare poate fi neglijabilă.

Cel mai defavorabil caz se obţine când sursa şi destinaţia se află la distanţa maximă, iar **coliziunea apare lângă destinaţie**, astfel încât coliziunea ce trebuie detectată şi de sursă, trebuie să parcurgă de două ori distanţa maximă. Dacă vom considera acum că între sursă şi destinaţie se află **cinci repetoare**, vom determina că în cel mai defavorabil caz detecţia coliziunii va fi posibilă doar după cel puţin **(5,6*5)*2=56 de microsecunde**, asta însemnând că un alt doilea pachet deja a fost trimis.

În cazul **nerespectării regulii 5-4-3**, în primul rând, se va cere retransmisia unui cadru corect, în vreme ce cel pierdut în urma coliziunii va fi considerat ca ajuns la destinaţie intact. Astfel responsabilitatea integrităţii datelor va fi pasată nivelului superior şi anume **nivelului Reţea**. Deoarece acest nivel **nu are posibilitatea manipulării de cadre**, şi va determina că întregul **pachet din care face parte şi cadrul eronat este incorect,** cerând **retransmiterea pachetului**. Această practică, deşi va asigura integritatea datelor, introduce o **latenţă semnificativă**.

[33] 299 792 458 м/s

Frecvent sunt utilizate şi **repetoare *multipunct***, numite ***Hub*-uri** (*Host Unit Broadcast*). Practic aceste dispozitive au rolul de a uni liniile de comunicaţie **într-o locaţie centrală, oferind o conexiune comună tuturor dispozitivelor din reţea**.

Deoarece toate *host*-urile împart **aceeaşi lărgime de bandă şi acelaşi domeniu de coliziune,** *hub*-urile vor **transmite datele** primite pe unul dintre porturi **pe toate celelalte porturi**.

Iniţial au existat două tipuri de *hub*-uri: pasive şi active.

***Hub*-urile pasive** oferă posibilitatea interconectării la acelaşi mediu de transmisie a mai multor dispozitive **fără a regenera semnalul** la trecerea prin ele.

***Hub*-urile active** vor oferi în plus faţă de primele - **regenerarea semnalului**. Datorită scăderii extrem de rapide a preţurilor şi avantajelor ce le oferă această regenerare de semnal *hub*-urile pasive au dispărut de pe piaţă încă de la sfârşitul anilor '80 [11].

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Unde se folosesc repetoarele şi *hub*-urile?
2) Explicaţi necesitatea respectării Regulii 5-4-3.

6.2. Punţile (poduri, *bridge*-uri)

Dispozitivele folosite în **reţele locale la nivelul Legătură de date** sunt: punţi (*bridge*-uri) şi comutatoare (*switch*-uri).

Punţile interconectează două sau mai multe segmente de reţea; sunt folosite la interconectarea a grupurilor de calculatoare ce diferă prin protocolul folosit (de exemplu, *Ethernet* şi *Token Ring*) la nivelul Legătură de date sau a mediului de transmisie.

Puntea este primul dispozitiv de interconectare ce poate lua **decizii logice**. Există două mecanisme ce fac din punte **un dispozitiv de interconectare „inteligent”**: (1) **încapsularea datelor** la nivel Legătură de date şi (2) folosirea unei **scheme de adresare** pentru livrarea acestora.

Punţile filtrează traficul de reţea bazat pe adresa de control al mediului fizic (*MAC address*), elimină erorile din reţea. Adresele dispozitivelor conectate în ambele părţi ale punţii sunt memorate **în tabela de comutare**.

O punte ce primeşte cadre de date le retransmite reţelelor interconectate pe baza unor **algoritmi de expediere** (*forwarding*), selectaţi de producător (dirijare explicită, filtrare de adrese etc.).

Spre deosebire de repetor, o punte este capabilă **să decodeze cadrul** pe care-l primeşte pentru a face prelucrările necesare **transmiterii pe reţeaua vecină**.

Pentru transmiterea unui cadru, puntea trebuie să aştepte disponibilitatea reţelei. Aceasta înseamnă că **mesajele recepţionate sunt temporar memorate** de către punte şi apoi emise către sistemul destinatar. Deoarece reface electric semnalele, la apariţia unor **coliziuni sau zgomote, puntea nu le propagă mai departe în reţea**. În plus, puntea permite administratorului de reţea divizarea acesteia **în segmente logice mai mici**, pentru a fi administrată mai uşor.

6.2.1. Principiile de funcţionare a punţilor. Faţă de un simplu calculator, care la nivelul Legătură de date se preocupă doar de încapsularea datelor în cadre, o punte trebuie să ia **decizia spre ce segment să trimită cadrul primit**. În cazul în care pe una dintre interfeţe puntea primeşte un şir de biţi ale căror valori nu sunt 0,85V sau -0,85V (în cazul *Ethernetului*), va încerca să-şi dea seama care au fost valorile iniţiale a acestor biţi pentru a putea înţelege cadrul primit.

Odată obţinut un cadru valid, adică după corectarea biţilor ce nu mai aveau niveluri de tensiune corectă, puntea va desface antetul cadrului şi va **analiza informaţiile legate de adresa destinaţie**. După determinarea interfeţei pe care trebuie trimis cadrul, **placa de reţea îl va transforma în biţi**, trecându-l la nivelul fizic. Placa de reţea poate genera doar câteva niveluri de tensiune, astfel încât nici nu ar fi posibilă trimiterea şirului de biţi depreciat.

Principala funcţie a unei punţi este filtrarea traficului pe baza adresei fizice.

Pentru a putea lua astfel de decizii punţile folosesc o tabelă, **numită tabelă de comutare** (*bridging/switching table*). **Tabela de comutare** (Tabelul 6.1) este o **listă de reguli**, fiecare cuprinzând o parte de identificare (*matching*) şi una de acţiune. În **partea de identificare se afla o adresă *MAC* destinaţie**, iar pentru partea de acţiune era precizată una din interfeţele. În tabela de comutare fiecărei adrese fizice îi este asociată una dintre interfeţele sale. În tabelul 6.1 se reprezintă o astfel de **tabelă de comutare cu 3 întrări**.

Tabelul 6.1. Tabela de comutare

Interfaţă	Adresa *MAC*
E0	**00.48.C2.01.78.12**
E0	**00.00.2E.00.59.91**
E1	**00.00.54.91.01.4A**

De exemplu, prima întrare are următoarea semnificaţie: destinaţia 00.48.C2.01.78.12 se află pe segmentul conectat pe interfaţa E0 a punţii (E0 este prescurtarea de la *Ethernet 0*, prima interfaţă *Ethernet*).

6.2.2. Rolul punţii în comunicaţia din interiorul aceluiaşi segment. Protocolul *Ethernet* oferă un mediu de comunicaţie distribuit, adică comunicaţia dintre două staţii va fi accesibilă nivelului Legătură de date a oricărei alte staţii conectate pe acelaşi segment. Pentru fiecare cadru primit de o staţie, nivelul Legătură de date va verifica **dacă această staţie este sau nu destinaţia**. În cazul afirmativ, cadrul va fi pasat nivelului Reţea, în caz contrar - va fi ignorat.

Pentru cazul comunicaţiei în interiorul aceluiaşi segment (de exemplu, a reţelei *Ethernet*) considerăm reţeaua din figura 6.1.

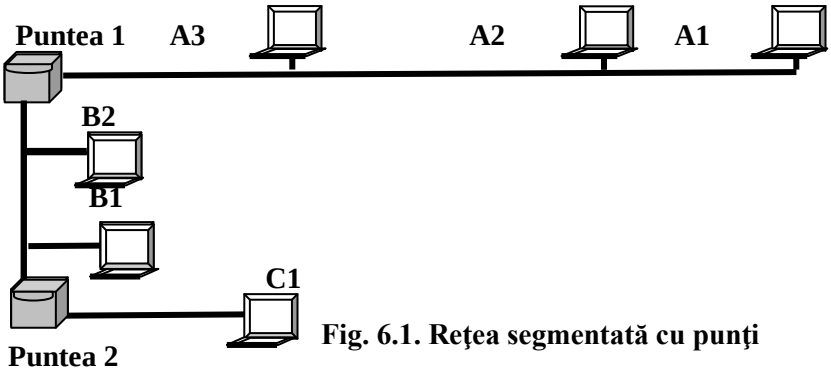


Fig. 6.1. Reţea segmentată cu punţi

Presupunem că staţia A1 vrea să transmită date staţiei A2. Primul lucru pe care-l va face staţia A1 va fi **ascultarea mediului.** Dacă mediul este liber, va începe transmisia datelor. Cadrul emis de A1 se va propaga către toate staţiile conectate pe acest segment, inclusiv către punte. Staţia A2 va trece cadrul către nivelul reţea, staţia A3 îl va ignora.

Odată ajuns la punte **cadrul este despachetat** şi **adresa destinaţie este căutată în tabela de comutare** a punţii. Puntea va stabili că destinaţia se află chiar pe interfaţa pe care a primit cadrul. În acest caz puntea ia decizia că acest cadru nu mai trebuie transmis, deoarece retransmiterea cadrului ar duce la o duplicare a acestuia la destinaţie.

Cum va acţiona puntea 1 în cazul **comunicaţiei între B1 şi B2**? Ambele punţi (deşi vor recepţiona cadrele) vor lua decizia de a nu le mai retransmite. Să presupunem, că cele două comunicaţii apar simultan: atât A1 transmite către A2, cât şi B1 către B2. Va apărea în acest caz o coliziune? Dacă în loc de puntea 1 ar fi folosit un repetor, cu siguranţă ar fi avut o coliziune. În cazul nostru, nici un cadru din comunicaţia dintre A1 şi A2 nu va ajunge pe segmentul B, şi nici un cadru din comunicaţia dintre B1 şi B2 nu va ajunge pe segmentul A, este **imposibil să apară o coliziune.**

Puntea izolează comunicaţia între staţii aflate în acelaşi segment la nivelul segmentului.

Consecinţele acestui fapt sunt extrem de importante. În primul rând, **puntea va mărgini domeniile de coliziune**. Totodată ea va oferi **mai multă bandă disponibilă**, deoarece comunicaţia în interiorul aceluiaşi segment nu va consuma din banda disponibilă a întregii reţele. O altă consecinţă o reprezintă **minimizarea riscurilor de securitate** legate de atacurile din interiorul reţelei locale[34]. Prin folosirea punţilor putem izola de restul reţelei staţiile ce prezintă un risc de securitate.

6.2.3. Rolul punţii în comunicaţia dintre segmente. Pentru acest caz vom considera aceeaşi reţea din figura 6.1. şi un trafic între **staţia A1 şi B1**. Staţia A1 va asculta mediul şi când acesta va fi liber va transmite un cadru. Cadrul se va propaga spre staţiile A2, A3 şi spre puntea 1. Staţiile vor ignora cadrul, acesta nefiind adresat lor, în schimb puntea va căuta adresa destinaţie în tabela sa de comutare. Va determina interfaţa pe care trebuie trimis cadrul şi apoi va decide că această **interfaţă este diferită de cea pe care cadrul a fost primit**. Astfel puntea va transmite cadrul primit din segmentul A pe segmentul B. Cadrul va fi recepţionat atât de B1, cât şi de B2, dar doar B1 îl va prelucra.

Faţă de avantajele prezentate mai sus, puntea aduce şi o serie de **dezavantaje**: **costul** unei punţi este cu cel puţin un ordin de mărime mai mare decât cel al unui repetor. Înlocuirea repetoarelor cu punţi duce o **creştere a latenţei** în reţea cu 10-30%, datorită timpului necesar prelucrării informaţiei de nivel Legătură de date. În cazul unui trafic intens între staţii aflate în segmente diferite puntea **poate duce la o „gâtuire" a traficului**.

[34] Unul dintre cele mai populare atacuri este ascultarea liniei (*sniffing attack*), prin care pe una dintre staţiile conectate la mediul distribuit se forţează nivelul Legătură de date să trimită spre nivelurile superioare toate cadrele, inclusiv cele ce nu sunt destinate acestei staţii.

Pentru a putea funcţiona eficient o punte trebuie să aibă la dispoziţie o tabelă de comutare ce conţine câte **o intrare pentru fiecare dintre staţiile** din acea reţea locală. Căutarea în această tabelă este o **căutare secvenţială**, deci extrem de ineficientă pentru o dimensiune prea mare a tabelei. Astfel dimensionarea optimă a reţelei ce foloseşte doar punţi, deşi nu se supune nici unei restricţii de lungime, va fi puternic **influenţată de numărul de staţii**, precum şi de latenţa admisibilă de tipul traficului.

6.2.4. Cum îşi construieşte puntea tabela de comutare. În exemplele anterioare se presupune că tabela de comutare era deja construită. Această **tabelă este păstrată în memoria *RAM* a punţii**, prin urmare se va pierde, dacă reiniţializăm puntea. În plus, o punte **trebuie să fie în stare să includă dinamic în tabela de comutare informaţii** despre o nouă staţie conectată în reţea.

Să considerăm reţeaua din figura 6.2, unde puntea 1 a fost reiniţializată, şi staţia A1 vrea să comunice cu staţia B1.

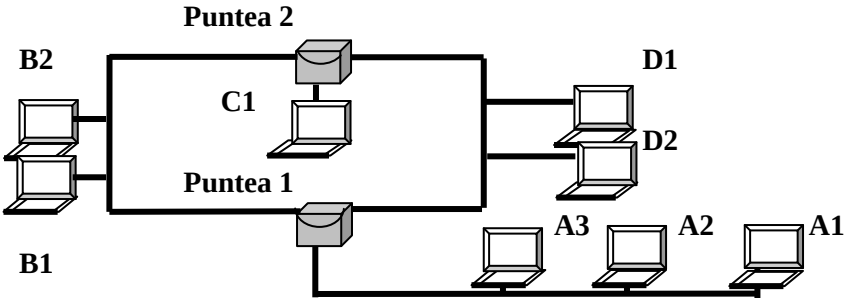


Fig. 6.2. Construirea tabelei pentru Puntea 1

Staţia A1 ascultă mediul, iar când acesta este liber, trimite un cadru ce are ca destinaţie staţia B1. Staţiile A2 şi A3 vor ignora cadrul. Puntea 1 va primi cadrul şi va încerca să găsească adresa destinaţie în tabela sa de comutare. Puntea nu va reuşi să găsească destinaţia, deoarece tabela sa de comutare era goală, astfel încât va

retransmite cadrul pe toate segmentele la care este ea conectată, în afară de segmentul de pe care a fost primit cadrul.

Înainte de a retransmite cadrul puntea va verifica dacă adresa sursă este prezentă în tabela sa de comutare. În cazul nostru ea nu este, astfel încât puntea va crea prima intrare în tabela de comutare ce va conţine adresa fizică a staţiei A1 şi interfaţa ce conectează segmentul A.

Cadrul va ajunge atât pe segmentul D, unde staţiile D1 şi D2 vor determina că acesta nu le este adresat lor, deci îl vor ignora; cât şi pe segmentul B, la staţiile B1, B2 şi puntea 2. Puntea 2 va determina că destinaţia este în acelaşi segment din care a primit cadrul şi va decide să nu-l mai retransmită, iar staţia B1 va determina că ea este destinatarul cadrului.

Chiar şi comunicaţia între două staţii aflate în acelaşi segment poate afecta lăţimea de bandă din întreaga reţea, dacă puntea nu a apucat să-şi construiască tabela de comutare.

După cadrul trimis către staţia B1, să considerăm că staţia **A1 va trimite un cadru pentru A2**. Cadrul va ajunge la destinaţie fără ajutorul punţii, dar puntea, neidentificând destinaţia în tabela sa de comutare, va retransmite cadrul atât pe segmentul B, cât şi pe segmentul D.

Datorită dificultăţii căutării într-o mulţime neordonată, în tabela de comutare **nu se vor păstra toate adresele staţiilor din reţeaua locală**, **ci doar a celor ce au o probabilitate mare să transmită în viitorul apropiat**, mai exact a ultimilor staţii ce au transmis. Pentru implementarea acestui concept, o întrare într-o tabelă de comutare va avea, **pe lângă adresa *MAC* şi interfaţa, şi o etichetă de timp**. Această etichetă de timp este actualizată la o nouă primire a unui cadru cu aceeaşi adresă sursă. Acest mecanism permite înlăturarea intrărilor învechite şi deci restrângerea dimensiunii tabelei de comutare. Preţul plătit pentru aceasta este consumul din lăţimea de bandă a tuturor segmentelor din reţea în cazul în care o staţie nu transmite nici un cadru într-un interval de timp.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Enumeraţi dispozitivele folosite în *LAN* la nivelul 2.
2) Explicaţi principiile de funcţionare a punţilor.
3) Rolul punţii în comunicaţia din interiorul aceluiaşi segment.
4) Rolul punţii în comunicaţia dintre segmente.
5) Cum îşi construieşte puntea tabela de comutare.

6.3. Comutator (*Switch*)

Un comutator de reţea (*switch*) - este un dispozitiv care realizează interconectarea diferitelor segmente de reţea pe baza adreselor *MAC*. Uneori comutatorul este privit ca un dispozitiv de interconectare ce acţionează atât la nivel Fizic, cât şi la nivel Legătură de date [94, 95].

***Switch*-ul** – este un dispozitiv cu mai multe porturi (*bridge* multiport).

Informaţiile folosite pentru comutarea pachetelor sunt ţinute într-o **tabelă denumită *Content Adressable Memory* (*CAM*)** care trebuie construită automat de către *switch* în cadrul procesului de memorizare a adreselor. Procesul este relativ simplu: după ce *switch*-ul efectuează nişte verificări de bază despre integritatea cadrului, se trece la căutarea în *CAM* a adresei; dacă cadrul trece de verificări impuse de utilizator, se scrie în tabelă o nouă intrare. Altfel, se modifică una deja existentă sau nu se executa nici o acţiune.

Dacă într-o reţea sunt prezente doar *switch*-uri şi nu există *hub*-uri, atunci **domeniile de coliziune sunt fie reduse**, fie eliminate.

Pentru comutarea cadrelor *switch*-ul analizează cadrele primite şi decide dacă ele trebuie trimise, şi dacă da, pe ce port. Acest proces este destul de complex şi nu poate fi realizat eficient decât cu procesoare specializate.

Analiza diferenţelor dintre *switch* şi alte dispozitive multiport:

a) Diferenţa *hub – switch*.

Există două paradigme în reţelele de calculatoare: arhitecturi **bazate pe magistrală şi indirect pe difuzare** şi **arhitecturi bazate pe comutare**. Optarea pentru una dintre cele două paradigme se traduce în decizia **de a folosi un comutator sau un *hub*.**

Un *hub* este cel mai simplu dispozitiv *multiport*. Totuşi, tehnologia folosită este considerată depaşită din moment ce un *hub* retrimite orice pachet de date primit la toate porturile sale cu excepţia celui de la care l-a primit. Prin folosirea *switch*-ului acest neajuns a fost rezolvat.

O reţea *Ethernet* poate fi constituită:

• doar dintr-un singur cablu (coaxial) legând un număr de calculatoare;

• dintr-un repetor, conectând: fiecare calculator printr-un segment de cablu (torsadat); câte un segment conţinând mai multe calculatoare. Fiecare port al unui repetor leagă împreună segmentele de cablu *Ethernet* individuale pentru a crea o nouă reţea ce functionează ca un *Ethernet* independent şi singular. Segmentele şi repetoarele din această nouă reţea trebuie să respecte limitările timpului de întoarcere.

Mai multe reţele *Ethernet* pot forma **o reţea extinsă** prin utilizarea unui **comutator** de pachete. În timp ce o reţea *Ethernet* simplă poate suporta un număr de câteva zeci de staţii, o reţea extinsă poate lega câteva sute sau mii de staţii.

Spre deosebire de un repetor ale cărui porturi combină segmentele de cablu pentru a forma un singur *LAN*, **un comutator face posibilă divizarea unei reţele *Ethernet* de dimensiuni mari, în mai multe reţele *Ethernet* independente**, ce sunt legate printr-un mecanism de comutare a pachetelor. **Comutatoarele examinează fiecare pachet** recepţionat pe fiecare port, îl procesează şi îl transmite (dacă este cazul), pe baza unei baze de date iniţiale sau create dinamic, către portul ce corespunde staţiei destinaţie. Pe când repetorul retransmite fiecare cadru primit pe toate porturile, fără nici

un fel de prelucrare a pachetului. În comutator se păstrează o bază de date cu adresele *Ethernet* ale staţiilor şi portul din comutator corespunzător fiecărei staţii.

Principalul **avantaj al înlocuirii *hub*-urilor cu comutatoare** nu îl reprezintă înlăturarea restricţiilor impuse de regula 5-4-3, ci **reducerea numărului de utilizatori ce partajează aceeaşi lăţime de bandă**.

Concluzionăm, că *switch*-ul este o alternativă de mai înaltă performanţă la un *hub*. *Hub*-urile operează utilizând un model *broadcast,* iar *switch*-ul operează utilizând un model de circuit virtual. Comutatoarele vor oferi protecţie împotriva atacurilor prin ascultare a liniei. Astfel, „războiul" *hub versus comutator* opune costul şi latenţa mai scăzute, pe de o parte, cu cerinţele crescânde de lăţime de bandă disponibilă şi de securitate, pe de altă parte [11]. Aceasta nu se datorează unei latenţe mai mici sau unui cost mai scăzut, ci datorită faptului că **în reţelele *Ethernet* ce folosesc mediul torsadat,** comutatorul preia funcţia principală a *hub*-ului, şi anume aceea de a asigura **conectarea tuturor nodurilor la un mediu de transmisie.**

b) **Diferenţele dintre un *switch* şi un *bridge***. Definiţia cea mai răspândită a *switch*-urilor identifică orice punte *multiport* cu un *switch*. În realitate, deşi această definiţie acoperă majoritatea cazurilor, **există punţi *multiport* ce nu sunt *switch*-uri.**

Numărul de interfeţe sau porturi este fără îndoială cea mai importantă diferenţă. Cerinţele de latenţă pentru o punte cu două interfeţe sunt mult mai relaxate decât pentru un comutator. Din această cauză **punţile comută pachete folosind componente *software,*** în vreme ce **comutatoarele vor lua toate deciziile la nivel *hardware*.**

Puntea reface semnalul la nivel de bit, pentru a obţine un cadru, apoi despachetează cadrul, foloseşte informaţiile din câmpul „adresă destinaţie" pentru a filtra sau nu cadrul, iar „adresa sursă" va fi

folosită pentru construirea tabelei de comutare. Dar una dintre funcţiile nivelului Legătură de date este acela de a oferi mecanisme de corecţie a datelor la nivel de cadru.

Cele mai importante **două diferenţe dintre un comutator şi o punte** se referă la metodele de comutare. Faţă de punţi, **comutatoarele implementează metode de comutare mai rapide.** În general, **punţile**, deşi nu sunt interesate de detecţia unui număr cât mai mare de erori, implementează doar **comutarea după stocare**[35], aceasta există mai degrabă din raţiuni istorice decât ca rezultat al unei decizii de optimizare a traficului în reţea. Cea de a doua diferenţă se referă la capacitatea **comutatoarelor de a permite mai multe comunicaţii simultane fără a scădea lăţimea de bandă alocată fiecăreia dintre conexiuni.**

Cele două diferenţe dintre *switch*-uri şi *bridge*-uri sunt în fapt **avantaje ale *switch*-urilor**, iar preţul unui *switch* este foarte apropiat de cel al unui *bridge*. Cu toate acestea încă se mai produc *bridge*-uri şi în ziua de azi.

Există un caz în care cele două avantaje ale comutatoarelor nu mai sunt relevante. Este vorba de interconectarea a două reţele ce folosesc **protocoale de nivel 2 diferite**. În acest caz singura metodă de comutare posibilă este comutare după stocare (*store-and-forward*), deoarece cadrele trebuie reîmpachetate.

6.3.1. Tipurile de comutare folosite de un comutator. Există două metode de comutare a pachetelor: (a) comutare după stocare (*store-and-forward*) şi (b) comutare directă (*cut through*).

a) **Metoda de comutare după stocare.** - se bazează pe recepţionarea întregului cadru înainte de a începe retransmisia acestuia. Latenţa acestei metode creşte odată cu dimensiunea câmpului de date. Cu toate acestea, performanţele metodei de comutare după stocare pot fi superioare celor oferite de comutarea

[35] Metoda de comutare după stocare - se bazează pe recepţionarea întregului cadru înainte de a începe retransmisia acestuia.

directă, mai ales în cazul liniilor expuse unor interferenţe puternice. Mecanismele de detecţie a erorilor pe care le oferă această metodă de comutare permite asigurarea unei conexiuni sigure la nivelul Legătură de date.

Metoda de comutare după stocare ridică şi **problema asigurării memoriei pentru stocarea cadrelor**. Să luăm exemplul unui comutator cu 24 de porturi. Acesta va trebui să poată gestiona 12 comunicaţii simultane, care în cel mai defavorabil caz posibil vor transfera cadre de lungime maximă. Deşi dimensionarea memoriei ***RAM* folosite pentru stocarea cadrelor** nu este principalul factor de stabilire a preţului unui *switch*, nu trebuie omis faptul că preţurile pentru **memoriile dispozitivelor dedicate este de câteva ori mai ridicat** decât cel pentru memoriile folosite în calculatoarele personale.

b) Comutarea directă - presupune ca puntea să înceapă transmiterea cadrului pe portul destinaţie imediat ce adresa destinaţie a fost trecută prin tabela de comutare şi interfaţa de plecare a fost determinată. Pentru comutarea directă nu este necesară nici măcar recepţionarea integrală a antetului cadrului, adresa destinaţie fiind suficientă. Această metodă se numeşte comutare directă rapidă (*fast forward*) şi oferă o latenţă de aproximativ 21 de microsecunde.

Datorită faptului că retransmisia cadrului începe imediat după citirea adresei destinaţie, **cadrele eronate vor fi transmise cu erori**. Deşi aceste cadre sunt respinse la nivelul Legătură de date al destinaţiei (de către placa de reţea), traficul generat de retransmisia lor poate să ducă la o depreciere severă a performanţelor reţelei.

Al doilea tip de comutare directă este **comutarea fără fragmente** (*fragment free*). Pentru această metodă de comutare vor fi **filtrate fragmentele de cadre rezultate în urma unei coliziuni**. Într-o reţea ce respectă specificaţiile standardului *Ethernet*, **dimensiunea fragmentelor de coliziuni nu poate depăşi 64 de octeţi**. Pentru comutarea fără fragmente, comutatorul va determina că şirul de octeţi recepţionaţi nu fac parte dintr-un fragment de

coliziune şi abia apoi va începe retransmisia pe portul destinaţie. Latenţa în acest caz este de **minim 51,2 microsecunde**, ceea ce reprezintă timpul necesar recepţionării a 64 de octeţi.

6.3.2. Rolul comutatoarelor în implementarea conexiunilor *Ethernet half-duplex*. Comunicaţia *semi-duplex* (*half-duplex*) permite doar unui singur nod să transmită date. În *Ethernet* aceasta este controlată cu ajutorul coliziunilor. Dacă două sau mai multe staţii încearcă să comunice simultan, rezultatul va fi o coliziune.

Pe interfeţele unui comutator putem conecta o staţie sau un segment întreg. Reţelele comutate vor folosi câte un port pentru fiecare staţie, **reducând dimensiunea domeniilor de coliziune la doar două noduri** (unul fiind placa de reţea din respectiva staţie, iar cel de-al doilea - portul din comutator ce o conectează pe aceasta).

Altfel spus, **comutatoarele oferă suportul pentru implementarea reţelelor comutate**, reţele în care domeniile de coliziune nu depăşesc două noduri.

6.3.3. Rolul comutatoarelor în implementarea conexiunilor *Ethernet full-duplex*. Ethernetul *full-duplex* permite trimiterea şi recepţionarea simultană. Pentru implementarea sa este suficientă folosirea a două perechi de fire, la fel ca şi în cazul comunicaţiei *semi-duplex*. Diferenţa faţă de *semi-duplex* apare în numărul nodurilor (a staţiilor) ce pot participa într-o astfel de conexiune. Astfel, conexiunea pentru o legătură *full-duplex* este considerată punct-la-punct, adică poate fi folosită de două şi numai două noduri. Acesta este şi motivul pentru care **doar comutatoarele şi nu şi *hub*-urile pot comunica *full-duplex*.**

Ethernetul, datorită coliziunilor, foloseşte în medie 50-60% din bandă, în vreme ce *Ethernetul full-duplex* oferă 100% din bandă în ambele sensuri, adică o bandă potenţială de *20 Mbps* (câte *10 Mbps* pe sens).

Eliminarea coliziunilor duce şi la eliminarea circuitelor de detecţie a coliziunilor de la nivelul plăcilor de reţea şi a

comutatorului, deci şi a latenţei introdusă de detecţia acestora.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Caracterizaţi funcţiile comutatotorului de reţea.
2) Analizaţi diferenţele dintre ***switch*** şi alte dispozitive multiport.
3) Tipurile de comutare folosite de un comutator.
4) Rolul comutatoarelor în implementarea conexiunilor *Ethernet half-duplex* şi *full-duplex*.

6.4. Ruterele

Ruterele sunt folosite pentru interconectarea **la nivelul Reţea** mai multor reţele locale şi are **rolul de a determina calea ce trebuie urmată de un pachet pentru a ajunge la destinaţie**. Ruterul poate fi întâlnit mai ales la nivel *WAN*, dar şi la nivelul reţelei locale, una din funcţiile sale principale, fiind şi acea de a oferi posibilitatea **conectării *LAN*-urilor la *WAN*** [96, 97].

Procesul de rutare sau de determinare a căii optime se bazează pe construirea şi menţinerea unei **tabele de rutare**. O intrare într-o **tabelă de rutare** se numeşte **rută şi este compusă din minim 3 elemente**: adresă de reţea, mască de reţea, adresa următorului ruter şi/sau interfaţă de plecare.

6.4.1. Tabele de rutare. O tabela de rutare este **o listă de rute cu acces secvenţial**. Folosirea tabelei de rutare se face analizând secvenţial rutele începând cu prima. Construcţia tabelei se face prin **inserarea oricărei noi rute în faţa primei rute**. Ruterul verifică mai întâi dacă adresa destinaţie nu este cumva una dintre adresele sale. Dacă este printre adresele sale, atunci cadrul va fi trecut la nivelul superior, dacă nu - ruterul va verifica dacă adresa destinaţie nu este în aceeaşi reţea cu interfaţa de pe care a primit pachetul. Dacă este, atunci va abandona prelucrările asupra respectivului pachet şi va lua următorul pachet [98].

În cazul, în care destinaţia nu este nici el şi nici nu se află pe aceeaşi interfaţă de unde a primit pachetul, atunci va începe procesarea tabelei de rutare. Va extrage prima rută din tabelă şi va **aplica masca de reţea adresei destinaţie conţinută în antetul pachetului.** Rezultatul îl va compara cu adresa de reţea a respectivei rute. Dacă cele două coincid, pachetul va fi trimis pe interfaţa specificată de rută. Daca nu, este extrasă o nouă rută din tabelă.

Procesul se repetă până la ultima rută din tabelă sau până la găsirea primei potriviri. Dacă pachetul nu corespunde nici ultimei rute atunci acesta este abandonat şi se trece la pachetul următor. Înainte de a trimite pachetul sau de a îl abandona, tabela *ARP* (*Address Resolution Protocol*) a interfeţei pe care a sosit pachetul va fi actualizată folosindu-se adresa *MAC* şi cea *IP* a sursei.

Astfel, deşi adresa următorului *hop* este întotdeauna de ajuns pentru specificarea completă a unei rute, informaţia despre interfaţa de ieşire se dovedeşte uneori insuficientă şi anume în cazul în care această interfaţă este conectată la un mediu *multiacces*.

6.4.2. Clasificări ale rutelor. Există numeroase criterii de clasificare a rutelor.

1) O primă clasificare a rutelor a fost în funcţie de **tipul procesului de rutare**, şi anume *classfull* sau *classless*. Odată cu creşterea în popularitate a adresării *classless,* tabelele de rutare au devenit *classfull,* chiar dacă sunt alimentate uneori de protocoale de rutare *classless* (adică protocoale ce nu transmit informaţii despre masca de reţea), ruterele urmând să precizeze explicit masca de reţea înainte de a introduce informaţiile în tabela de rutare.

În rutarea cu rute *classfull* adresa destinaţie extrasă din antetul unui pachet ajuns la ruter va fi mai întâi **comparată cu 192**, şi în cazul în care e mai mică de 192 va fi comparată **cu 128,** determinându-se astfel clasa de adrese şi implicit masca de reţea. Din acest punct procesul este similar cu cel din rutarea *classfull*, adică se va efectua **o operaţie de „şi" logic între adresa destinaţie şi masca**

reţelei, rezultatul urmând a fi comparat cu adresa de reţea conţinută în rută. Odată cu răspândirea rutării *classless* a apărut clasificarea rutelor în funcţie de **tipul destinaţiei**. Astfel vom avea: **rute de tip nod (sau rute *host*) şi rute de tip reţea**.

Rutele de tip *host* conţin informaţii doar despre o singură staţie, adică **masca de reţea este /32**. Odată cu creşterea Internetului, şi a dimensiunii tabelelor de rutare, a apărut tendinţa de a agrega cât mai mult de rute, precum şi a **se renunţa la rutele de tip nod**. Cu toate acestea, datorită promovării rutelor de nod la începutul tabelei de rutare, acestea având prefixul maxim, **rutele *host*** mai sunt încă folosite pentru unele optimizări de trafic, mai ales **pe ruterele de la periferia Internetului**.

2) Alt criteriu de clasificare a rutelor reprezintă **modul de conectare**, iar cele două tipuri de rute sunt: (a) **rutele direct conectate** şi (b) **rute *gateway***.

a) **Rutele direct conectate** sunt rute către reţele în care **ruterul are o interfaţă**, şi în majoritatea cazurilor aceste rute sunt **automat introduse în tabela de rutare** de către sistemul de operare odată cu configurarea şi activarea interfeţei respective. Rutele direct conectate în general nu conţin adresa următorului *hop*, având specificată doar interfaţa de ieşire din ruter. Astfel rutele direct conectate sunt singurele rute valide ce pot avea specificată **ca interfaţă de ieşire o interfaţă *multiaccess* (gen *Ethernet*), fără a necesita precizarea adresei următorului *hop*.**

b) **Un *gateway*** este, în genere, un nod de reţea care conectează diferite segmente de reţea, frecvent - reţelele interne cu Internet. *Gateway*-ul este asociat cu un ruter, care utilizează antetele şi tabele de rutare pentru a determina calea reală a pachetului şi poarta de acces. Cu alte cuvinte, un *gateway* oferă un punct de intrare şi un punct de ieşire într-o reţea.

3) O altă clasificare a rutelor se face în **funcţie de mediul de acces** către o reţea, având astfel **rute pe medii punct la punct şi rute pe medii *multiacces***. Diferenţa între cele două tipuri de rute constă în faptul că rutele către o reţea conectată pe o legătură punct

la punct pot fi specificate ori prin interfaţa de ieşiere din ruter, ori prin adresa următorului *hop*, ori prin ambele, în vreme ce rutele pe medii *multiacces* sunt specificate doar prin adresa următorului *hop*, interfaţa de ieşire nefiind suficientă.

Ar fi important de precizat că din punctul de vedere al unui ruter, două medii de transmisie acoperă marea majoritatea a rutelor: interfeţele *Ethernet* şi cele seriale, prima - permiţând transmisia peste un mediu *multiacces*, în vreme ce cea de a doua - este o interfaţă punct la punct. Alte interfeţe punct la punct destul de populare sunt cele de fibră optică şi cele *ISDN* (*Integrated Services Digital Network*).

4) Există o clasificare ce împarte rutele în **rute generice şi rute specifice**. Această clasificare este artificială deoarece rutele agregate au trecut în tabăra rutelor specifice, sigura rută generică fiind ruta implicită sau ruta *default*. **Ruta implicită sau ruta *default*** este ruta spre care se trimit toate pachetele pentru care nu se cunoaşte o destinaţie specifică. Altfel spus, ruta *default* este ruta care se potriveşte cu toate destinaţiile, având în partea de adresă de reţea din rută un spaţiu de adrese ce cuprinde toate adresele *IP*. Acest **spaţiu de adrese este 0.0.0.0/0** şi deşi deseori ruta *defaul*t este denumită ca ruta cu 4 de zero sau *quad-zero route*, esenţa acestei rute se află în **masca de lungime zero**.

Analizăm, în ce măsură putem avea într-o tabelă de rutare mai mult de o rută *default*. Să luăm tabela de rutare (Tabelul 6.2.), ale cărei ultime două rute sunt două rute *default*.

Tabelul 6.2. Tabela de rutare

Adresă reţea	Mască	*Next hop*	Interfaţă
…..			
0.0.0.0	**/0**	**194.230.5.65**	**S1**
0.0.0.0	**/0**	**-**	**S1**

În mod evident **nici un pachet nu va ajunge să prelucreze ce-a de a doua rută implicită**, toate pachetele fiind acceptate de prima.

Dezactivarea unei interfeţe, ce poate avea loc ori ca o consecinţă a unei închideri administrative sau a întreruperii legăturii de nivel Fizic sau a celei de nivel Legătură de date, are drept consecinţă directă **înlăturarea tuturor rutelor ce folosesc respectiva interfaţă**, ca interfaţă de ieşire din ruter. Astfel, în cazul în care nu am avea cea de a doua rută *default* şi interfaţa S0 ar fi dezactivată, toate pachetele care ar fi fost rutate prin prima ruta implicită ar urma să fie ignorate.

În concluzie, într-o tabelă de rutare **există o singură rută *default* activă**, dar pot fi precizate mai multe rute *default* în scopuri de *backup*.

5) Ultima clasificare a rutelor este cea mai semnificativă. Această clasificare se face în funcţie de modul în care informaţia pe baza căreia sunt construite rutele şi se împart în **rutele statice şi rutele dinamice**.

Rutele statice – sunt introduse manual de către administratorul ruterului, spre deosebire de rutele dinamice ce necesită doar configurarea unui protocol de rutare, rutele urmând a fi învăţate schimbând informaţii despre rutele direct conectate cu celelalte rutere.

Clasificarea rutelor în rute statice şi rute dinamice se referă doar la rutele *gateway,* deoarece rutele direct conectate sunt introduse automat în tabela de rutare.

6.4.3. Efectul ruterelor asupra domeniilor de difuzare şi a domeniilor de coliziune. Ruterul va face atât **regenerarea semnalului** cât şi **detecţia coliziunilor**. În plus ruterele, spre deosebire de punţi au acces şi la informaţiile de nivel Reţea, permiţându-le **controlul difuzărilor** şi a **pachetelor de *multicast***. În mod implicit ruterele nu transferă pachetele de difuzare sau de *multicast*. Astfel, **ruterele mărginesc atât domeniile de coliziune, cât şi pe cele de difuzare**.

Deoarece **rolul unui ruter este de a direcţiona pachetele între diversele reţele** pe care le interconectează, **principalele acţiuni** pe care le realizează ruterul în procesul de comutare a pachetelor sunt:

- examinarea **pachetului** şi determinarea tipului acestuia precum şi a adresei destinaţie;
- determinarea **adresei următorului ruter** (sau *host*) către care trebuie trimis pachetul prin examinarea tabelei de rutare;
- determinarea **interfeţei** pe care urmează să fie transmis pachetul;
- determinarea **adresei de nivel 2 a următorului ruter** (sau *host*);
- **reîncapsularea pachetului cu informaţiile de nivel 2** necesare şi transmiterea sa pe interfaţa determinată anterior.

În afară de aceste operaţii de bază, ruterul mai poate efectua şi **operaţii de filtrare de pachete**.

6.4.4. Tipurile ruterelor. Pot fi identificate următoarele tipuri ale ruterelor: (a) rutere cu memorie partajată; (b) rutere cu procesoare de comutare; (c) rutere cu procesoare multiple.

a) **Rutere cu memorie partajată**. Primele generaţii de rutere au avut la bază arhitectura unui calculator de uz general şi foloseau pentru comutare de pachete de arhitectura cu memorie partajată (*shared memory routers*). Componentele principale ale unui ruter din prima generaţie sunt: **procesorul** (asigură, prin implementarea *soft*-urilor pe parcursul comutării pachetelor, interfaţa cu utilizatorul fără a utiliza *hardware* specializat; construieşte tabelele de rutare şi le menţine); **memoria** (este gestionată de către sistemul de operare) şi **interfeţele** (elementele discrete ce asigură recepţionarea şi transmiterea pachetelor pentru diversele medii de transmisie suportate de ruter).

Exemple clasice de **rutere din prima generaţie** sunt ruterele ***Cisco*** *1600* şi *2500*.

b) **Rutere cu procesoare de comutare**. Ruterele de tip *shared memory routers* au o serie de **dezavantaje** datorită faptului că există o **singură unitate de prelucrare** – procesorul, care realizează mai multe operaţii în acelaşi timp. Pentru creşterea performanţelor s-a încercat dezvoltarea unor altfel de arhitecturi în care procesul de *switching* să se facă în *hardware*, şi nu *software*. În aceste tipuri de arhitecturi există două tipuri de procesoare: **un procesor de rutare** (*route processor* - care, în afară de menţinerea *cache*-lui de rute, rulează procesele ce asigură interfaţa cu utilizatorul, procesele de menţinere a tabelei de rutare, translatarea de adresă, etc.) şi **un procesor de comutare** (*switch processor* - specializat pe comutarea de pachete).

c) **Rutere cu procesoare multiple.** Deşi ruterele cu procesoare de comutare au ridicat performanţele ruterelor destul de mult, pentru un ruter cu multe interfeţe, ce suportă medii cu lărgimi de bandă de ordinul sutelor de *Mbps*, **un sigur procesor de comutare nu mai face faţă**. Arhitectura ruterelor cu procesoare multiple a fost direcţionată către o arhitectură paralelă pentru a crea rutere scalabile.

Ruterele folosesc o abordare *ASMP* (*ASymmetric Multi-Processing*) în care există **un procesor principal** care coordonează unul sau mai multe procesoare secundare. Datorită faptului că procesoarele secundare sunt procesoare puternice toate facilităţile pot fi implementate distribuit.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Cu ce scop sunt folosite ruterele?
2) Ce reprezintă Tabela de rutare?
3) Enumeraţi criteriile de clasificare a rutelor.
4) Efectul ruterelor asupra domeniilor de difuzare şi a domeniilor de coliziune.
5) Descrieţi avantajele şi dezavantajele diferitor tipuri ale ruterelor**.**

6.5. Protocolul *STP* (*Spanning Tree Protocol*) [52]

O buclă de nivel Legătură de date apare într-o reţea când **între două dispozitive ale acesteia există două sau mai multe legături active**, fiecare conexiune folosind doar dispozitive de interconectare ce pot analiza cel mult informaţii de nivel Legătură de date.

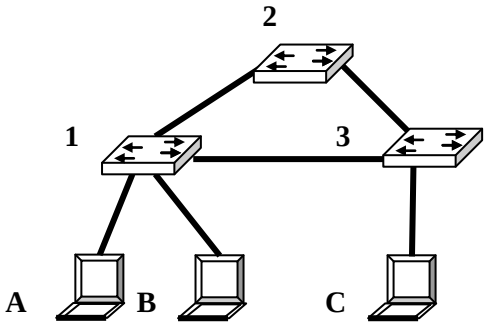


Fig. 6.3. Reţea în care s-a creat o buclă [11]

Apariţia buclelor de nivel Legătură de date este corelată cu faptul că **punţile şi comutatoarele nu filtrează pachetele de difuzare** şi duc la o depreciere semnificativă a performanţelor reţelei prin determinarea unor **avalanşe de difuzări** (*broadcast storm*).

Să considerăm reţeaua din figura 6.3. Presupunem că staţia A trimite un cadru de difuzare. Comutatorul 1 nu va găsi adresa destinaţie în tabela sa de comutare, astfel încât va transmite cadrul pe celelalte segmente: segmentul ce conţine staţia B, segmentul dintre comutatoarele 1 şi 2, şi segmentul dintre comutatoarele 1 şi 3. Staţia B va examina cadrul, va decide că îi este adresat şi îl va trece spre nivelul Legătură de date.

Comutatorul 2 va lua decizia de a transmite cadrul pe toate interfeţele sale, cu excepţia celei de pe care a primit cadrul. Am ajuns să avem în reţea două cadre destinate staţiei FF.FF.FF.FF.FF.FF,

adică două cadre de difuzare. Indiferent de ordinea în care acestea ajung la comutatorul 3, acesta va determina că nu cunoaşte adresa destinaţie şi le va retransmite către staţia C, dar şi către celelalte comutatoare.

Avalanşa de difuzări **consumă din banda utilă a reţelei**, ducând la o micşorare a bandei efective disponibile. O avalanşă de difuzări se **va opri doar în cazul întreruperii buclei**.

6.5.1. Prevenirea apariţiei avalanşelor de difuzări. Soluţia trivială ar fi să instruim **punţile şi comutatoarele să nu retransmită cadrele de difuzare**. Din păcate acest lucru nu este posibil, deoarece o serie de protocoale folosesc cadre de difuzare pentru a funcţiona corect, unul dintre acestea fiind chiar *ARP - Address Resolution Protocol*. Altfel spus, filtrarea cadrelor de difuzare de către punţi ar presupune **rescrierea protocoalelor fundamentale** ce asigură suportul de comunicaţie.

Soluţia validă presupune identificarea buclelor şi întreruperea lor. Protocolul ce realizează aceasta se numeşte *STP - Spanning Tree Protocol*, şi presupune **construirea unui arbore de acoperire pe graful determinat** de dispozitivele de interconectare şi de conexiunile dintre acestea.

6.5.2. Modul de funcţionare a *STP*. Funcţionarea acestui protocol se bazează pe crearea topologiei reţelei folosind nişte cadre speciale numite cadre *BPDU* (*Bridge Protocol Data Unit*). Aceste cadre speciale sunt folosite intens la **iniţializarea comutatoarelor**; ulterior, la **fiecare două secunde** vor fi schimbate cadre *BDPU*, pentru a verifica dacă nu au apărut modificări.

Totodată sunt **definite cinci stări** în care se poate afla o interfaţă a comutatorului: starea **blocat, de ascultare, de învăţare, de comutare de cadre şi nefuncţional** (*blocking, listening, learning, forwarding, disabled*).

- în starea „blocat” nu se acceptă decât cadre *BPDU,* în cea de ascultare se primesc şi cadre, dar acestea nu sunt retransmise;
- în starea „de învăţare”, în plus faţă de starea „de ascultare”, este inspectată adresa sursă a cadrelor primite, permiţând astfel construirea tabelei de comutare;
- în starea „de comutare” cadrele primite sunt retransmise, iar tabela de comutare este actualizată;
- în starea „nefuncţional” nu se vor accepta nici cadre *BPDU*.

Pentru **construirea arborelui de acoperire**[36] sunt necesare aproximativ **30 de secunde**, timp în care toate porturile comutatoarelor sunt în starea „blocat”. Există trei paşi ce trebuie urmaţi pentru construirea arborelui de acoperire: (1) mai întâi trebuie aleasă **rădăcina arborelui** (*root bridge*), (2) apoi trebuie alese **porturile rădăcină**, pentru ca în final (3) să fie determinate **porturile active**.

Prioritatea punţii are o valoare numerică implicită **atribuită de producător**, o valoare păstrată în memoria fiecărei punţi, ce poate fi modificată ulterior. Pe baza comparării priorităţilor tuturor punţilor din reţea se va determina puntea cu **prioritatea cea mai scăzută, aceasta devenind rădăcina arborelui de acoperire**.

În cazul folosirii mai multor echipamente produse de aceeaşi firmă, se întâmplă adesea să existe mai multe punţi ce vor avea aceeaşi prioritate. Dintre două sau mai multe **punţi cu aceeaşi prioritate,** rădăcina arborelui să devină pe baza **celei mai mici** adresei fizice.

Pasul al doilea presupune identificarea **căilor redundante dintre fiecare punte şi puntea rădăcină**, apoi selectarea unei sigure căi între respectiva punte şi rădăcină şi, în final, dezactivarea celorlalte.

[36] Tabelul Costului portului, prin care trece calea în dependenţă de Lăţimea de bandă, şi algoritmul de bază a STP vezi Anexa 3.

Pentru evaluarea unei căi vom determina **costul căii**, care va fi definit ca **suma costurilor porturilor prin care trece calea**.

Costul unui port este determinat pe lăţimea de bandă pe care o oferă portul sau uneori chiar pe mediul de transmisie folosit pentru conectarea la port.

De exemplu, pentru comutatoarele *Cisco* costul portului este determinat prin împărţirea lui 1000 la **lăţimea de bandă pe care o oferă portul (*10 Mbps*)**, astfel încât un port *Ethernet* va avea costul 100.

Pentru alegerea **porturilor rădăcină** vor avea **prioritate porturile conectate direct la rădăcina arborelui de acoperire**. În cazul în care nu există nici un port cu o conexiune directă spre puntea rădăcină, sau când avem mai mult de un singur port cu conexiune directă spre rădăcină, va fi ales portul ce are cel **mai scăzut cost al căii spre rădăcină**.

Fie reţeaua din figura 6.4. Vom urmări pentru această reţea etapele construirii arborelui de acoperire. Prima întrebare pe care trebuie să ne-o punem este: **care este prioritatea fiecărui comutator?** Să considerăm că toate cele trei comutatoare sunt produse de acelaşi fabricant. Asta înseamnă că toate comutatoarele vor avea aceeaşi prioritate. În acest caz va trebui să aflăm adresele fizice.

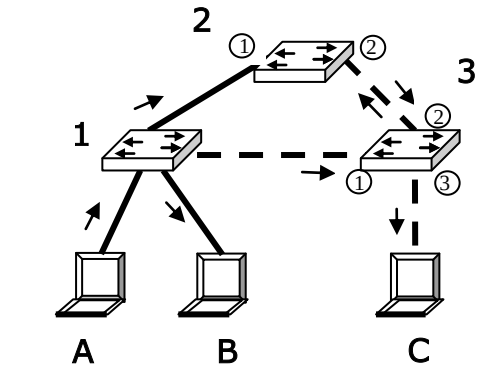
Tabelul 6.3. Adresele fizice ale comutatorilor

comutatorul 1	00.C2.45.26.57.A1
comutatorul 2	00.C2.45.2E.08.EF
comutatorul 3	00.C2.45.A2.11.49

Din analiza tabelului 6.3. rezultă că **rădăcina arborelui de acoperire va fi comutatorul 1**.

În continuare vom determina pentru restul comutatoarelor **costurile porturilor ce oferă căi spre comutatorul rădăcină**.

Pentru comutatorul 2 costul portului 1 va fi 100 (=*1000/10Mbps*), iar pentru portul 2 va fi 200 (100 + costul portului 2 din comutatorul 3). Pentru comutatorul 3, portul 1 va avea costul 100, iar portul 3 costul 200.



Conexiune *Ethernet*

Conexiune *Fast Ethernet*

Fig. 6.4. Construirea arborelui de acoperire [5]

Pentru comutatorul 2 **portul rădăcină va fi portul 1**, astfel încât portul 1 trece în starea de comutare, în vreme ce portul 2 va rămâne în starea de blocat.

Pentru comutatorul 3 **portul rădăcină va fi portul 1**, deoarece, este direct conectat la rădăcină, astfel încât portul 1 va trece în starea de comutare, porturile 2 şi 3 vor rămâne în starea de blocat.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Descrieţi procesul de apariţie a buclelor de nivelul 2.
2) Cum se poate preveni apariţia avalanşelor de difuzări?
3) Explicaţi modul de funcţionare a *STP*.

6.6. Placa de reţea (adaptor *LAN*)

Fiecare computer se conectează la reţea printr-o **placă de reţea** (denumită şi ***adaptor LAN*** - *Network Interface Card* (*NIC*)), care transmite prin mediile din reţea impulsuri electrice, semnale luminoase, unde electromagnetice [99, 100].

Fiecare *NIC* are **o adresa unică** scrisă într-un *ROM*. Menţionăm că aceasta adresă se numeşte adresa *MAC* (*Media Access Control*).

Orice placă de reţea îndeplineşte **următoarele funcţii**:

a) **Pregăteşte datele** pentru a putea fi transmise printr-un mediu; **transmite datele**; **controlează fluxul** datelor de la PC la mediul de transmisie. Prin reţea **datele circulă în serie** (un bit odată) în timp ce **în interiorul calculatorului circulă în paralel** (16, 32 sau 64 biţi odată, în funcţie de *bus*-ul sistemului). Prin urmare, **cartela de reţea** trebuie să convertească datele care circulă în interiorul PC-ului **în format serial**.

b) Plăcile de reţea şi suportul *soft* **recunosc erorile**, **coliziunile** sau **echipamentele defectate**, **provoacă alterarea unor porţiuni din pachetul de date**. Erorile sunt în general detectate cu ajutorul unei sume de verificare ciclică (*CRC*). Câmpul *CRC* este verificat de receptor; dacă valoarea calculată de acesta nu se potriveşte cu cea din pachetul de date, receptorul anunţă emiţătorul despre eroare şi îi cere retransmisia pachetului de date care a sosit eronat.

c) Tipul adaptorului *LAN* îl leagă de unul dintre nivelurile de protocol *Ethernet*, *Token Ring* sau alt protocol. Adaptoarele cu **detecţie a coliziunilor** şi cu **vehicularea mesajului *Token*** conţin suficientă logică pe placă pentru a şti când este permisă trimiterea unui pachet de date şi pentru a recunoaşte pachetele care le sunt destinate. Cu suportul *soft*-ului al adaptoarelor, ambele tipuri de plăci îndeplinesc **şapte paşi** importanţi în procesul de transmisie sau recepţie a unui pachet de date. Descrierea adaptoarelor pentru tehnologiile *Ethernet*, *ARCnet*, *LANtastic*, *TokenRing* este prezentată în Anexa 2.

Algoritmul de trimitere/recepţionare a datelor:

1. **Transfer de date** - datele sunt transferate din memoria calculatorului (*RAM*) la placă adaptoare sau de la aceasta către memoria calculatorului prin ***DMA*** (*Direct Memory Access*).

2. ***Buffering*** - sunt procesate de placă adaptoare de reţea, datele sunt reţinute într-un *buffer*. Această memorie-tampon oferă plăcii accesul la un pachet întreg de date deodată şi îi dă posibilitatea să gestioneze diferenţa dintre rata de transmisie a datelor în reţea şi rata cu care calculatorul procesează datele.

3. **Trimiterea/recepţionarea impulsurilor** - impulsurile codificate, care compun pachetul de date, sunt amplificate şi transmise pe linie. La recepţie, impulsurile trec prin etapa de decodificare.

4. **Codificarea/decodificarea** - datele transmise sau recepţionate sunt modelate.

5. **Conversia paralelă/serială** - datele din *buffer* sunt trimişi sau recepţionaţi prin cabluri în mod serial.

6. **Structura pachetului de date** - adaptorul pentru reţea trebuie să spargă datele în porţiuni care pot fi procesate sau la recepţie să le reasambleze[37].

7. **Acces la cablu** - într-o reţea *CSMA/CD*, înainte de a-şi trimite datele (sau de a-şi retransmite datele dacă apare o coliziune), adaptorul pentru reţea se **asigură că linia este liberă**. Într-o reţea de vehiculare a mesajelor *Token*, adaptorul aşteaptă până la primirea unui *token* pe care îl poate reclama.

---

[37] Într-o reţea *Ethernet* aceste porţiuni sunt de circa 1500 de octeţi. Reţelele *Token Ring* folosesc pachete de date de 4000 de octeţi. Adaptorul pune un preambul (*header*) în faţa pachetului de date şi îi adaugă la sfîrşit un postambul (*trailer*). *Header*-ul şi *trailer*-ul reprezintă anvelopa nivelului Fizic. În acest moment există un pachet de date gata pentru transmisie.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Enumeraţi echipamentele de conectare la reţea.
2) Funcţiile plăcii de reţea.
3) Descrieţi algoritmul de trimitere/recepţionare a datelor.

6.7. Modemul

Accesul unui utilizator la Internet prin intermediul reţelei de telefonie analogice se efectuează în modul următor: calculatoarele implicate în reţea, comunică folosind fiecare un modem, acestea însă trebuie să fie conectate prin intermediul reţelei telefonice. **Linia telefonică** utilizată poate fi de două tipuri [101]:

- **linie cu comutare** (*dial-up*), la care realizarea legăturii se face **manual de către utilizator**, asigurând un trafic cu viteza destul de scăzută (*56 Kbps*) şi cu probleme privind erorile din cauza centralelor telefonice prin care trece semnalul;

- **linie dedicată** (închiriată), mai scumpe decât cele cu comutare, dar la care legătura este stabilită *non-stop* şi nu este întreruptă de centrala telefonică, asigurând astfel viteze până la *45 Mbps*.

Modemul este o componentă a calculatorului care **converteşte semnalele digitale (de transmis) în semnale analogice**, care pot circula în reţeaua telefonică. Apoi modemul „formează" numărul de telefon al unui furnizor de servicii Internet - *ISP*.

Semnalele modulate (de fapt datele) sunt transferate la punctul de livrare (*Point Of Presence*, *POP*) al *ISP*-ului, unde sunt preluate din sistemul telefonic şi transferate în reţeaua regională de Internet a *ISP*-ului. Din acest punct **sistemul este în întregime digital** şi se bazează pe **comutarea de pachete** (*packet switching*); în acest sistem de transmisie informaţia care trebuie transmisă este „mărunţită" în multe pachete mici, care sunt apoi transmise la destinaţie în mod **independent unele de altele şi chiar pe căi**

diferite; sigur că la destinaţie pachetele trebuiesc reasamblate în ordinea corectă.

Odată ajunse la postul telefonic, semnalul analogic este **demodulat în semnal digital şi folosit de serverul de *dial-up*** la care este ataşat modemul. Toate modemurile moderne permit traficul din ambele direcţii in acelaşi timp (folosind frecvenţe diferite pentru direcţii diferite).

Modemurile pot fi:

- **interne**, se prezintă ca o placă ce se poate instala în calculator;
- **externe**, sub forma unui dispozitiv în afara calculatorului, cu alimentare separată.

În ambele situaţii, modemul este legat atât la magistralele calculatorului (cel intern direct, cel extern printr-un cablu serial) cât şi la priza de perete ce asigură legătura cu reţeaua telefonică printr-un cablu cu conector.

Modemurile mai pot fi clasificate în:

- **asincrone**, dacă datele sunt transmise serial, fără o coordonare a transmisiei. Sunt relativ ieftine şi asigură viteze bune de transmitere, dar o parte a traficului (cea 25%) nu conţine date ci informaţii de control;
- **sincrone**, cu transmitere tot serială dar cu împărţirea grupurilor de biţi în cadre separate prin caractere de sincronizare pentru coordonarea transmisiei. Sunt mai scumpe şi mai complexe, de aceea nu sunt foarte accesibile utilizatorului obişnuit, în schimb au tehnici mai uşoare de detectare şi corectare a erorilor, care de multe ori se fac prin simpla retransmitere a cadrelor respective.

Principalul parametru prin care se identifică nivelul tehnologic al unui modem este viteza de transmitere a datelor, măsurată în *bps* (biţi într-o secundă), iar prin metode avansate de comprimare a datelor se pot asigura viteze de *76.800 bps*.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Descrieţi funcţia modemului.
2) Clasificaţi tipurile modemurilor.
3) Care este principalul parametru de identificare a unui modem?

6.8. Intranetul

Prin **Intranet** se înţelege utilizarea **tehnologiilor Internet în vederea legării într-un tot unitar a resurselor informaţionale ale unei organizaţii**. Pe de altă parte, intranetul nu trebuie privit ca o entitate separată, ci integrat în cadru mai vast al realităţilor lumii actuale, a modelului pe care un organism comercial, non-profit, etc. îl urmează în vederea propriei sale organizări.

Intranet este o reţea proiectată pentru **prelucrarea informaţiilor în cadrul unei organizaţii sau al unei firme**. Printre serviciile pe care le oferă se numără distribuirea documentelor, a *soft*-ului, accesul la baze de date şi instruirea personalului. Intranetul implică de obicei aplicaţii asociate cu Internetul (paginile *Web*, *browser Web*, *site*-urile *FTP*, poşta electronică, grupurile de informare şi listele poştale), dar care sunt accesibile numai celor care activează în cadrul firmei sau organizaţiei respective [102].

În acest context intranetul propune un model, un mod tehnocratic de organizare a comunicaţiilor interumane.

Intranetul permite: sporirea eficacităţii în interiorul organizaţiei, reducerea activităţilor transpuse pe hârtie, reducerea costurilor, creşterea transparenţei în interiorul organizaţiei, oferirea, pentru orice activitate, a unui instrument ce conduce la competitivitate.

Caracteristicile intranetului sunt:

- este uşor de învăţat, utilizatorii beneficiind de experienţa acumulată prin folosirea reţelei Internet;
- este independent de localizarea utilizatorului;

- are un cost scăzut de menţinere şi întreţinere;
- facilitează comunicarea întregului personal al organizaţiei.

Intranetul este un concept flexibil, care nu are o reţetă de implementare prestabilită ce trebuie respectată pas cu pas. Din acest punct de vedere, intranetul poate integra oricare din serviciile Internet:

- *e-mail* (poşta electronică) - servicii de mesagerie internă;
- *web* - metodă de publicare a informaţiei în formă electronică;
- *FTP* (*File Transfer Protocol*) - transfer de fişiere;
- *IRC* (*Internet Relay Chat*) sau altă variantă de serviciu colaborativ - comunicarea sincronă (în direct, *on-line*) între două sau mai multe persoane;
- *mailing-lists* (liste de discuţii) - bazate pe serviciul de poştă electronică, facilitează trimiterea simultană a unui mesaj către un grup de destinatari;
- *newsgroups* (grupuri de ştiri) - difuzarea de ştiri pe diferite teme de interes etc.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) **Ce** se înţelege prin Intranet?
2) Enumeraţi caracteristicile Intranetului.

Întrebările pentru autoevaluare:

1. Descrieţi succint dispozitivele de interconectare a reţelelor.
2. Caracterizaţi repetoare, *hub*-uri, punţi, rutere.
3. Clasificaţi tipurile de comutare utilizate de un comutator.
4. Explicaţi modul de funcţionare a protocolului *STP*.
5. Enumeraţi funcţiile adaptorului *LAN* şi modemului.
6. Ce servicii propune Intranet?

Capitolul 7. Administrarea retelelor

7.1. Caracteristici ale retelelor client-server

Reţelele client-server cu server de fişier (*file-server*) sunt formate din: un calculator ce **controleaza intreaga activitate a reţelei; calculatoarele** pe care lucrează utilizatorii, numite **staţii de lucru** (*workstation*).

Reţeaua de tip „client-server” foloseşte un calculator performant separat (*server*) - calculator „central”, care efectuează serviciile pentru mai mulţi utilizatori [103].

Calculatorul central oferă **răspunsuri rapide clienţilor, asigură cea mai bună protecţie a datelor din reţea şi foloseşte un sistem de operare avansat**. ***File server***-ul are rolul: de a gestiona intreaga activitate a reţelei; de a controla toate accesele la resursele comune (fişiere, imprimante, etc); de a asigura securitatea sistemului; de a realiza comunicaţia între staţii [104]. Pe *file-server* este **instalat sistemul de operare al reţelei**, care, de exemplu, la reţelele de tip *Novell* se numeşte *NetWare*, iar la reţelele *Microsoft* - *WindowsNT*. In principiu pot exista ***file-servere* dedicate**, care lucrează exclusiv pentru controlul reţelei şi ***file-servere* nededicate**, care pot lucra şi ca staţii de lucru. **Clienţii din reţea** sunt calculatoare conectate la server, puternice sau cu putere redusă la viteză de lucru, capacitate de memorie, etc. O reţea poate avea mai multe servere [105,106].

Staţiile de lucru sunt, de regulă, calculatoare personale obişnuite ce folosesc sistemele de operare: *Windows, Macintosh,*

UNIX, OS/2 sau *DOS* (*Disk Operating System*). Pentru utilizator modul de lucru al acestor staţii este asemănător celui din situaţia neconectării calculatorului la reţea. Periferia este constituită din **totalitatea echipamentelor comune pentru utilizatori** şi care sunt accesibile prin *file server* (imprimante, unităţi de disc, *plottere*). Elementele de conectare asigură comunicaţia între elementele reţelei.

Deoarece funcţia principală a unei reţele este partajarea de *hardware*, de programe şi diverse servicii de reţea, pentru a conecta un calculator la o reţea se utilizează **o placă specială de interfaţă**. La majoritatea reţelelor conectarea se face **prin cablu coaxial şi conectoare în forma literei „T”**. Tipurile de servicii partajate sunt: conectivitatea; stocarea şi regăsirea fişierelor; prelucrarea distribuită şi centralizată a datelor, imprimarea; securitatea de reţea; arhivarea, precum şi alte metode de protecţie a datelor; comunicarea între diverse birouri, departamente, etc.

Tipuri de utilizatori:

- **Utilizatorul obişnuit** - este persoana ce lucrează la o staţie de lucru in cadrul reţelei;

- **Managerul de grup** - este un utilizator cu drepturi suplimentare de gestionare a resurselor reţelei şi de control al utilizatorilor din subordine;

- **Administratorul** (Supervizorul) - este cel ce asigură funcţionarea a întregii reţele. El este responsabil de: menţinerea în parametri a reţelei; actualizările impuse de condiţiile noi apărute in timpul exploatării; asigurarea drepturilor de acces şi de lucru pentru fiecare utilizator şi păstrarea securităţii informaţiilor.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Din ce sunt formate reţelele client-server cu server de fişier (*file-server*)?
2) Enumeraţi tipurile de utilizatori.

7.2. Securitatea reţelei

Securitatea reţelei nu se referă doar la securitatea pe care o asigură softul (drepturile utilizatorilor, parolele, etc.) ci şi securitatea fizică. Un astfel de document poate fi unul de bază pentru munca administratorului, pentru că descrie modul în care utilizatorii interacţionează cu reţeaua. Ameninţările la adresa securităţii unei reţele de calculatoare pot avea următoarele origini: dezastre sau calamităţi naturale, defectări ale echipamentelor, greşeli umane de operare sau manipulare, fraude [107, 108, 109].

7.2.1. Modelul de securitate pentru un calculator seamănă cu o „varză". Niveluri de securitate înconjoară subiectul ce trebuie protejat. Fiecare nivel izolează subiectul şi îl face mai greu de accesat în alt mod decât în cel în care a fost planificat.

1) **Securitatea fizică** reprezintă nivelul exterior al modelului de securitate. Problema cea mai mare o constituie **salvările pentru copii de rezervă ale datelor, programelor şi siguranţa păstrării suporţilor de salvare**. În aceste situaţii, reţelele locale sunt de mare ajutor: dacă toate fişierele schimbate frecvent rezidă pe un server, aceleaşi persoane (sigure şi de încredere), care lansează salvările pentru *mainframe*-uri, pot face acelaşi lucru şi la server.

Într-un sistem în care **prelucrarea este distribuită**, prima măsură de securitate fizică, care trebuie avută în vedere, este **prevenirea accesului la echipamente**. Pentru a învinge orice alte măsuri de securitate, trebuie să se dispună de acces fizic la echipamente. Acest lucru este comun tuturor sistemelor de calcul, distribuite sau nu.

2) **Securitatea logică** constă din acele metode care asigură controlul **accesului la resursele şi serviciile sistemului**. Ea are, la rândul ei, mai multe niveluri, împărţite în două grupe mari: niveluri de securitate a accesului (*SA*) şi niveluri de securitate a serviciilor (*SS*).

a) Securitatea accesului cuprinde:

– accesul la sistem (*AS*), care este răspunzător de a determina

dacă şi când reţeaua este accesibilă utilizatorilor. EI poate fi, de asemenea, răspunzător pentru decuplarea unei staţii, ca şi de gestiunea evidenţei accesului. *AS* execută, de asemenea, deconectarea forţată, dictată de supervizor. *AS* poate, de exemplu, să prevină conectarea în afara orelor de serviciu şi să întrerupă toate sesiunile, după un anumit timp;

– accesul la cont (*AC*), care verifică dacă utilizatorul care se conectează cu un anumit nume şi cu o parolă există şi are un profil utilizator valid;

– drepturile de acces (*DA*), care determină ce privilegii de conectare are utilizatorul (de exemplu, contul poate avea sesiuni care totalizează 4 ore pe zi sau contul poate utiliza doar staţia 27).

c) Securitatea serviciilor, care se află sub *SA*, controlează accesul la serviciile sistem, cum ar fi fire de aşteptare, *I/O* la disc şi gestiunea serverului.

Din acest nivel fac parte:

– controlul serviciilor (*CS*), care este responsabil cu funcţiile de avertizare şi de raportare a stării serviciilor; de asemenea, el activează şi dezactivează diferitele servicii;

– drepturile la servicii (*DS*), care determină exact cum foloseşte un anumit cont un serviciu dat; de exemplu, un cont poate avea numai dreptul de a adăuga fişiere la *spooler*-ul unei imprimante, dar are drepturi depline, de a adăuga şi şterge fişiere, pentru o altă imprimantă.

O dată stabilită conexiunea *SA* validează şi defineşte contul. Operaţiile ce trebuie executate sunt controlate de SS, care împiedică cererile ce nu sunt specificate în profilul utilizatorului.

Accesul intr-un sistem de securitate perfect trebuie să se facă prin aceste niveluri de securitate, de sus în jos. Orice sistem care vă lasă să evitaţi unul sau mai multe niveluri ale modelului de securitate implică riscul de a fi nesigur.

7.2.2. Modalităţi de protecţie a informaţiei. Exista **patru modalităţi de protecţie** a informaţiei din reţea:

- **securitatea la conectare** - aceasta metoda de protecţie se aplica tuturor utilizatorilor. La conectare utilizatorul îşi declară numele care i s-a asignat şi pe care îl recunoaşte file *server*-ul. Daca se introduce un nume incorect sau care nu există în evidenţa file *server*-ului se interzice accesul la reţea. De asemenea dacă există parola, numai introducerea ei corectă va permite conectarea; obligativitatea utilizării parolei este opţională;

- **securitatea prin drepturi ale utilizatorilor** - acest gen de securitate controlează posibilităţile de lucru ale utilizatorilor într-un directoriu dat.

- **securitatea prin drepturi permise în (sub)directoare** - acest tip de securitate se referă la drepturile permise tuturor utilizatorilor intr-un directoriu dat;

- **securitatea prin atributele fişierelor şi directoarelor** - se aplică la controlul modului în care un fişier poate fi modificat sau partajat între mai mulţi utilizatori.

Drepturile efective sunt acele drepturi pe care un utilizator le are într-un directoriu specificat. Ele sunt o intersecţie a drepturilor utilizatorului cu ale (sub)directorului respectiv. Atributele fişierelor şi directoarelor sunt mai puternice decât drepturile efective.

7.2.3. Categorii principale de atacuri asupra informaţii. Se disting două **categorii principale de atacuri** asupra informaţii: pasive şi active.

1) **Atacuri pasive** - sunt acelea în cadrul cărora intrusul observă informaţia ce trece prin „canal", fără să interfereze cu fluxul sau conţinutul mesajelor. Ca urmare, se face doar analiza traficului, prin citirea identităţii părţilor care comunică şi „analizând" lungimea şi frecvenţa mesajelor vehiculate pe un anumit canal logic, chiar dacă conţinutul acestora este neinteligibil. Atacurile pasive au următoarele caracteristici comune:

– Nu cauzează pagube (nu se şterg sau se modifică date);

– Încalcă regulile de confidenţialitate;

– Obiectivul este de a „asculta” datele schimbate prin reţea;

– Pot fi realizate printr-o varietate de metode, cum ar fi supravegherea legăturilor telefonice sau radio, exploatarea radiaţiilor electromagnetice emise, rutarea datelor prin noduri adiţionale mai puţin protejate.

2) **Atacuri active** - sunt acelea în care intrusul se angajează fie în furtul mesajelor, fie în modificarea, reluarea sau inserarea de mesaje false. Aceasta înseamnă că el poate şterge, întârzia sau modifica mesaje, poate să facă înserarea unor mesaje false sau vechi, poate schimba ordinea mesajelor, fie pe o anumită direcţie, fie pe ambele direcţii ale unui canal logic. Aceste atacuri sunt serioase deoarece modifică starea sistemelor de calcul, a datelor sau a sistemelor de comunicaţii. Există următoarele tipuri de ameninţări active:

– **Mascarada** - este un tip de atac în care o entitate pretinde a fi o altă entitate. De exemplu, un utilizator încearcă să se substitue altuia sau un serviciu pretinde a fi un alt serviciu, în intenţia de a lua date secrete (numărul cărţii de credit, parola sau cheia algoritmului de criptare). O „mascaradă” este însoţită, de regulă, de o altă ameninţare activă, cum ar fi înlocuirea sau modificarea mesajelor;

– **Reluarea** - se produce atunci când un mesaj sau o parte a acestuia este reluată (repetată), în intenţia de a produce un efect neautorizat. De exemplu, este posibilă reutilizarea informaţiei de autentificare a unui mesaj anterior. În conturile bancare, reluarea unităţilor de date implică dublări şi/sau alte modificări nereale ale valorii conturilor;

– **Modificarea mesajelor** - face ca datele mesajului să fie alterate prin modificare, inserare sau ştergere. Poate fi folosită pentru a se schimba beneficiarul unui credit în transferul electronic de fonduri sau pentru a modifica valoarea acelui credit. O altă utilizare

poate fi modificarea câmpului destinatar/expeditor al poştei electronice;

– **Refuzul serviciului** - se produce când o entitate nu izbuteşte să îndeplinească propria funcţie sau când face acţiuni care împiedică o altă entitate de la îndeplinirea propriei funcţii;

– **Repudierea serviciului** - se produce când o entitate refuză să recunoască un serviciu executat. Este evident că în aplicaţiile de transfer electronic de fonduri este important să se evite repudierea serviciului atât de către emiţător, cât şi de către destinatar.

În cazul atacurilor active se înscriu şi unele programe create cu scop distructiv şi care afectează, uneori esenţial, securitatea calculatoarelor. Există o terminologie care poate fi folosită pentru a prezenta diferitele posibilităţi de atac asupra unui sistem. Acest vocabular este bine popularizat de „poveştile" despre „hackeri". Atacurile presupun, în general, fie citirea informaţiilor neautorizate, fie (în cel mai frecvent caz) distrugerea parţială sau totală a datelor sau chiar a calculatoarelor.

7.2.4. Programe distructive. Dintre aceste **programe** amintim următoarele:

– **Viruşii** - reprezintă programe inserate în aplicaţii, care se multiplică singure în alte programe din spaţiul rezident de memorie sau de pe discuri; apoi, fie saturează complet spaţiul de memorie/disc şi blochează sistemul, fie, după un număr fixat de multiplicări, devin activi şi intră într-o fază distructivă (care este de regulă exponenţială);

– **Bomba *software*** - este o procedură sau parte de cod inclusă intr-o aplicaţie „normală", care este activată de un eveniment predefinit. Autorul bombei anunţă evenimentul, lăsând-o să „explodeze", adică să facă acţiunile distructive programate;

– **Viermii** - au efecte similare cu cele ale bombelor şi viruşilor. Principala diferenţă este aceea că nu rezidă la o locaţie fixă sau nu se duplică singuri. Se mută în permanenţă, ceea ce îi face dificil de

detectat. Cel mai renumit exemplu este Viermele INTERNET-ului, care a scos din funcţiune o parte din INTERNET în noiembrie 1988;

– **Trapele** - reprezintă accese speciale la sistem, care sunt rezervate în mod normal pentru proceduri de încărcare de la distanţă, întreţinere sau pentru dezvoltătorii unor aplicaţii. Ele permit însă accesul la sistem, eludând procedurile de identificare uzuale;

– **Calul Troian** - este o aplicaţie care are o funcţie de utilizare foarte cunoscută şi care, intr-un mod ascuns, îndeplineşte şi o altă funcţie. Nu creează copii. De exemplu, un *hacker* poate înlocui codul unui program normal de control „login" prin alt cod, care face acelaşi lucru, dar, adiţional, copiază într-un fişier numele şi parola pe care utilizatorul le tastează în procesul de autentificare. Ulterior, folosind acest fişier, *hacker*-ul va penetra foarte uşor sistemul.

Verifică-ţi cunoştinţele:

1) Ce se înţelege sub securitatea reţelei?
2) Cu ce seamănă modelul de securitate pentru un calculator?
3) În ce constă modalităţi de protecţie a informaţiei?
4) Enumeraţi categorii principale de atacuri asupra informaţii.

Întrebările pentru autoevaluare:

1. Descrieţi caracteristicile sistemelor de operare în LAN
2. Care modalităţi de protecţie a informaţiei cunoaşteţi?
3. Enumeraţi categoriile principale de atacuri asupra informaţiei
4. Cu ce scop se efectuează depanarea reţelei?

Referinţe bibliografice

1. Bolun, I.; Covalenco, I. Bazele informaticii aplicate (ediţia a II-a). Ch.: ASEM, 2001. 615 p.
2. Plohotniuc, E. Informatica generală. Bălţi: US „A.Russo”, 2001, 304 p.
3. Олифер, В. Г.; Олифер, Н. А. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы. Учебник для вузов (4-е изд.). СПб.: Питер, 2010, 944 с.
4. Таненбаум, Э.; Уэзеролл, Д. Компьютерные сети (5-е изд.). СПб.: Питер, 2012, 960 с.
5. Gremalschi, A.; Gremalschi, L.; Mocanu, Iu. Informatică. Manual pentru clasa a 10-a. Ch: Ştiinţa, 2007, 188 p.
6. Gremalschi, A.; Vasilache, Gr.; Gremalschi, L. Informatica. Manual pentru clasa a 7-a. Ch: Ştiinţa, 2001, 134 p.

Referinţe din Internet

7. http://facultate.regielive.ro/cursuri/retele/retele-15108.html
8. http://shannon.etc.upt.ro/laboratoare/pc/luc5/iso-osi.html
9. http://www.quietroot.org/servicii/retele-de calculatoare/ clasificare -retele-calculatoare.html
10. http://ro.wikipedia.org/wiki/Re%C8%9Bea_de_calculatoare
11. Cătălina Lehănceanu, Cristian Orban, Octavian Purdilă, Răzvan Rughiniş. Reţele locale de calculatoare. Ghid de laborator. http://www.cs.jhu.edu/~ralucam/ralucam-cv-july-2009.pdf
12. http://www.infoiasi.ro/~busaco/
13. http://ro.wikipedia.org/wiki/Protocol_de_re%C8%9Bea
14. http://www.uab.ro/cursuri.../curs_modul2.doc
15. http://www.scientia.ro/tehnologie/34-cum-functioneaza-calculatorul/419-cum-functioneaza-osi-modelul-de-interconectare-a-sistemelor-deschise.html
16. http://facultate.regielive.ro/laboratoare/retele/modelul-de-referinta-osi-290276.html
17. http://www.et.upt.ro/admin/tmpfile/fileN1288535592file4ccd7e28852cc.ppt

18. http://www.gsastl.ro/teste/modeltcp/tcpip.files/frame.htm
19. http://www.gsastl.ro/teste/osi/osi.html
20. http://lucicap.3x.ro/nivfizic.htm
21. http://ro.wikipedia.org/wiki/Nivelul_Fizic
22. http://www.cs.ucv.ro/staff/dmancas/HSN.doc
23. http://www.et.upt.ro/admin/tmpfile/fileQ1288535374file4ccd7d4ebcdb5.ppt
24. http://ro.wikipedia.org/wiki/Sistem_digital
25. http://ro.wikipedia.org/wiki/Transmisiune_digitală
26. http://telecom.etc.tuiasi.ro/telecom/staff/vlcehan/discipline predate/rrcs/RRCS_cap 3.pdf
27. http://www.petrerau.inforapart.eu/Dictionar de acronime in informatica.pdf
28. http://facultate.regielive.ro/cursuri/calculatoare/ retele-de-calculatoare-nivel-fizic-244925.html
29. http://www.slideshare.net/mrrbiz/global-broadband-aggregation-equipment-market-20112015industry-sizetrendsanalysis-and-forecast-20112015
30. http://ro.wikipedia.org/wiki/Bandă_largă
31. http://en.wikipedia.org/wiki/Baseband
32. http://cndiptfsetic.tvet.ro/materiale/Materiale_de_predare/ML/06_Medii de transmisie II.doc
33. http://rf-opto.etc.tuiasi.ro/docs/rc/RETELE DE CALCULATOARE_2.pdfrast. orgfree.com/retele/retele_2001_05.html
34. http://facultate.regielive.ro/referate/electronica/ medii-de-transmisie-in-retelele-de-comunicatii-212298.html
35. http://facultate.regielive.ro/referate/calculatoare/cabluri-de-retea-coaxial-torsadat-in-pereche-optic-239720.html
36. http:/www.scribd.com/doc/4532428
37. http:/ro.wikipedia.org/wiki/Cablu_coaxial
38. http:/facultate.regielive.ro/referate/electrotehnica/cablul-coaxial-203536.html

39. http://www.etc.ugal.ro/imunteanu/Csemnale_bmk.pdf
40. http:/ro.wikipedia.org/wiki/Fibră_optică
41. http:/ro.wikipedia.org/wiki/Cablu_de_fibră_optică
42. http:/ro.wikipedia.org/wiki/Rețea_fără_fir
43. http:/www.megasound.ro/Sisteme-Fara-Fir-wireless.html
44. ro.wikipedia.org/wiki/Modelul_OSI
45. http://www.competentedigitale.ro/internet/internet_TCP_IP.html
46. www.cs.ucv.ro/staff/dmancas/rmtw.doc
47. http://www.scritube.com/stiinta/informatica/Retele-de-calculatoare626181015.php
48. http://ind3c3ntul.3x.ro/
49. http://stuffyspace.blogspot.com/2012/11/retele-locale-de-calculatoare-local.html
50. http://shannon.etc.upt.ro/laboratoare/pc/luc5/adrese_MAC.html
51. http://www.angelfire.com/mi4/sim_brd0/ro.wikipedia.org/wiki/Ethernet
52. http://upgradeteam.myforum.ro/nivelul-legatura-de-date-vp67.html?highlight=
53. http://www.kulituranauka.com/pedagogie-2/material-didactic-retele-de-calculatoare
54. http://ru.scribd.com/doc/49267977/retele
55. ro.wikipedia.org/wiki/Wi-Fi
56. http://ciobanu.freehosting.md/articole_view.php?id=1
57. http://www.etc.ugal.ro/imunteanu/Csemnale_bmk.pdf
58. ro.wikipedia.org/wiki/Comutație_de_circuite
59. ro.wikipedia.org/wiki/Comutație_de_pachete
60. http://www.sursa.md/product_info.php/info/p901_Tehnologia-regimului-asincron-de-transmitere-a-informa%C5%A3iei-ATM.html
61. www.cs.ucv.ro/staff/dmancas/HSN.doc
62. www.uab.ro/cursuri/curs_modul3.doc
63. http://key.md/blog/22-definitia-de-functionare-a-unei-retele-client-server.html
64. http://ru.wikipedia.org/wiki/5G
65. www.bluetooth.com/

66. ro.wikipedia.org/wiki/Releu_de_cadre
67. ro.wikipedia.org/wiki/Internet
68. ro.wikipedia.org/wiki/TCP/IP
69. http://shannon.etc.upt.ro/laboratoare/pc/luc6/3_Nivelul_3.htm
70. http://shannon.etc.upt.ro/laboratoare/pc/luc6/3_Nivelul_3.htm
71. ro.wikipedia.org/wiki/Ruter
72. profs.info.uaic.ro/~busaco/teach/.../net4.pdf
73. ro.wikipedia.org/wiki/Protocol_Internet
74. www.sursa.md › Informatica
75. http://www.scritube.com/stiinta/informatica/Retele-de-calculatoare21423.php
76. ro.wikipedia.org/wiki/Adresă_IP
77. http://www.scritube.com/stiinta/informatica/retele/Clase-de-adrese-IP34477.php
78. http://facultate.regielive.ro/laboratoare/calculatoare/adresarea-ip-automatica-inteligenta-artificiala-184.html
79. ro.wikipedia.org/wiki/Adresă_IP
80. stud.usv.ro/TMC/lab4/
81. http://shannon.etc.upt.ro/laboratoare/pc/luc7/teorie.html
82. ro.wikipedia.org/wiki/TCP/IP
83. lucicap.3x.ro/nivtransport.htm
84. http://ro.wikipedia.org/wiki/Telnet
85. http://ru.scribd.com/doc/57507533/silabus-retele-tomai-2008
86. ro.wikipedia.org/wiki/World_Wide_Web
87. ro.wikipedia.org/wiki/Hipertext
88. http://windows.microsoft.com/ro-RO/windows-vista/File-Transfer-Protocol-FTP-frequently-asked-questions
89. http://www.afaceri.net/articole/diverse/outlook_expres/posta_electronica.htm
90. ro.wikipedia.org/wiki/E-mail
91. realpunk.3x.ro/html/net.html
92. emsc.ub.ro/docs/1109_RC.pdf
93. www.inforetele.com/tag/tabela-rutare/

94. http://www.scrigroup.com/calculatoare/retele-calculatoare/Componentele-unei-retele-LAN-w74786.php
95. ro.wikipedia.org/wiki/Comutator
96. http://www.scritube.com/stiinta/informatica/ARHITECTURI-DE-REEA101232075.php
97. ro.wikipedia.org/wiki/Ruter
98. http://windows.microsoft.com/ro-RO/windows7/How-do-hubs-switches-routers-and-access-points-differ
99. ro.wikipedia.org/wiki/Placă_de_reţea
100. http://www.unibuc.ro/prof/niculae_c_m/telecom/transm_ctrl_prot_tcp.htm
101. ro.wikipedia.org/wiki/Modem
102. ro.saferpedia.eu/wiki/Intranet
103. http://www.marksistem.md/index.php/ro/servicii/administrare-retele.html
104. http://platniucnik.blogspot.com/p/cele-mai-cunoscute-sisteme-de-operare.html
105. http://www.electricats.ro/electricats/relatii/racordare/racordare.html
106. http://ro.wikipedia.org/wiki/Server_web
107. http://ro.wikipedia.org/wiki/Securitatea_re%C8%9Belelor_de_calculatoare
108. http://ru.scribd.com/doc/25154918/Securitatea-Retelei
109. http://www.securitatea-informatica.ro/securitatea-informatica/securitatea-retelelor/securitatea-retelelor/
110. http://accesinform.ucoz.ru/_ld/0/32_Informatica_Gim.pdf
111. http://www.ctice.md/downloads/Curriculum%20pentru%20disciplina%20INFORMATICA%20%28X-XII%29.pdf

Anexa 1

Descrierea succintă a unor protocoale folosite în reţele de calculatoare

Nr	Protocol		Nivel *OSI*	Descriere
	Abre-viere	**Denumire (limba engleză)**		
1.	*ADSL*	*Asymmetric Digital Subscriber Line*	2	O tehnologie care permite transmiterea asimetrică de date digitale, pe linie telefonică de cupru, mai rapid (1,5-8 Mbps) decât un modem *voiceband* convenţional. Acest lucru este posibil prin folosirea frecvenţelor care nu sunt utilizate de semnalul vocal digitalizat. Un microfiltru permite ca o conexiune de telefon unică să poată fi utilizată atât pentru transmisii de date cât şi pentru apeluri vocale, în acelaşi timp. *ADSL* funcţionează doar pe distanţe scurte, de obicei mai puţin de 4 km, în funcţie de grosimea firului de cupru.
2.	*AFP*	*Apple Filing Protocol*	6+7	Protocolul traduce comenzile de manipulare de fişiere trimise de la un computer local la un server. Acest lucru permite computerului local de a rula fişiere cu comenzile proprii, mai degrabă decât achiziţionarea de comenzi de server.
3.	*ARP*	*Address Resolution Protocol*	2+3	Protocolul este proiectat pentru a determina MAC-adresa dacă este cunoscută adresa *IP*.
4.	*ASN.1*	*Abstract Syntax Notation 1*	6	Este un limbaj pentru a descrie structura de obiecte care nu depind de maşină de date şi pentru a reprezenta, a codifica, a transmite şi a decodifica datele în telecomunicaţii şi reţele de calculator.
5.	*ASP*	*Apple talk*	4+5	Protocolul asigură livrarea sigură a

		Session Protocol		datelor şi oferă acces la serviciile de transport prin protocolul *ATP*
6.	*ATM*	*Asynchronous Transfer Mode*	2+3 +4+ 5+6 +7	Este un protocol de bază folosit prin magistrala *SONET/SDH* din standardul *ISDN* (*Reţea de servicii digitale integrate*). Mod de transfer asincron este o tehnică (un protocol) de comutaţie temporală asincronă, de mare viteză, orientată pe conexiune şi bazată pe circuite virtuale, folosită în transportul traficului de reţea. Deoarece reţelele *ATM* sunt orientate pe conexiune, transmisiunea datelor necesită mai întâi transmisia unui pachet de la un capăt la altul pentru iniţializarea conexiunii – aşa numitul circuit virtual. Însă majoritatea reţelelor *ATM* suportă şi circuite virtuale permanente, de genul liniilor închiriate din domeniul telecomuncaţiilor.
7.	*BGP*	*Border Gateway Protocol*	3	Este protocolul de rutare folosit în nucleul Internetului. El menține o tabelă cu rețele *IP* (sau «prefixe») care arată calea folosită pentru a ajunge la rețeaua respectivă prin diferitele sisteme autonome (*AS*). *BGP* este considerat din acest motiv un protocol de rutare vector-cale (spre deosebire de protocoalele vector-distanță, care nu păstrează toată calea).

8.	*CHAP*	*Challenge Handshake Authentication Protocol*	2	Protocolul este folosit atât la stabilirea conexiunii cât şi după aceea, periodic, după un timp aleator, pentru a verifica identitatea clientului. Serverul trimite clientului un mesaj de „încercare” numit „*challange*”. Clientul preia acest mesaj şi parola configurată, trimite un răspuns serverului. Serverul calculează un răspuns pe baza mesajului trimis şi a parolei pe care o are configurată şi compară rezultatul cu răspunsul primit de la client. Dacă mesajele coincid, înseamnă că parola pe care a folosit-o clientul pentru a genera răspunsul este identică cu parola folosită de server pentru verificare, deci identitatea clientului este verificată şi se stabileşte conexiunea. Pentru a fi sigur că la celălalt capăt se află mereu clientul autentificat iniţial, serverul trimite din când în când astfel de mesaje de *challenge* şi procedura explicată mai sus se repetă.
9.	*DSL*	*Digital subscriber line*	2	Familia de tehnologii de transmisie digitală a datelor
10.	*EIGRP*	*Enhanced Interior Gateway Routing Protocol*	3	Este un protocol de rutare bazat pe principiul distanţei vectoriale, si constă dintr-un schimb de informaţii cu celelalte rutere din reţea, legat cu un proces intern de stocare a datelor primite de la acestea, incluzând detaliile bazate pe caracteristicile calitative ale rutelor raportate, pe baza căror informaţii se va lua decizia de alegere a rutei spre o anumită destinație.

11.	FDDI	Fiber Distributed Data Interface	2	Este un tip de reţea *LAN* (sau *MAN* cu mai multe reţele *LAN*), cu viteza de *100 Mbit/s* pe fibră optică (care îi permite să ajungă la o distanţă maximă de 200 km). Aceasta este de fapt o pereche de inele (unul este numit primar, celălalt pentru a prinde greşelile de la prima, se numeşte secundar). *FDDI* este un protocol care utilizează un *token ring* de detectare şi corectare a erorilor (în cazul în care acest lucru este inelul secundar devine importantă). *Token*-ul circula între maşine cu o viteză foarte mare. Dacă nu reuşeşte, după un anumit timp aparatul constată că a existat o eroare la reţea.
12.	FR	Frame Relay	2	Comutarea cu relee de cadre este o tehnică eficientă de transmisie a datelor folosită pentru a trimite informaţie digitală în mod rapid şi ieftin de la una sau mai multe surse la unul sau mai multe puncte finale (destinaţii). Este implementată în mod obişnuit drept o tehnică de încapsulare pentru voce şi date şi este folosită între reţele locale (*LAN*), peste o reţea de arie largă (*WAN*). Fiecare utilizator primeşte o linie privată (sau linie închiriată) către un *releu de cadre*. Reţeaua *releu de cadre* se ocupă de transmisia datelor pe o cale care se schimbă în mod frecvent şi care este transparentă (invizibilă) pentru utilizatorii finali.

13.	*FTP*	*File Transfer Protocol*	7	Este un protocol utilizat pentru a transfera fişiere aflate pe un host la alt host printr-o reţea bazată pe TCP, cum este Internetul. Protocolul este orientat pe conexiune şi construit pe o arhitectură client-server.
14.	*HDLC*	*High-level Data Link Control*	2	Este un protocol de nivel 2 Modelului *OSI*. Scopul său este de a defini un mecanism de a delimita diferite tipuri de cadre, adăugând verificarea erorilor.
15.	*HTTP*	*Hyper Text Transfer Protocol*	7	Este metoda cea mai des utilizată pentru accesarea informaţiilor în Internet care sunt păstrate pe servere *World Wide Web* (*WWW*). Protocolul *HTTP* este un protocol de tip text, fiind protocolul «implicit» al *WWW*. Adică, dacă un *URL* nu conţine partea de protocol, aceasta se consideră ca fiind *http*. *HTTP* presupune că pe calculatorul destinaţie rulează un program care înţelege protocolul. Fişierul trimis la destinaţie poate fi un document *HTML* (abreviaţie de la ***H****yper* ***T****ext* ***M****arkup* ***L****anguage*), un fişier grafic, de sunet, animaţie sau video, de asemenea un program executabil pe *server*-ul respectiv sau şi un editor de text. După clasificarea după modelul de referinţă *OSI*, protocolul *HTTP* este un protocol de nivel aplicaţie.
16.	*GSM*	*Global System for Mobile Communica-tions*	2	Reprezintă standardul de telefonie mobilă (celulară) cel mai răspândit din lume. Atributul „mobil” al multor aparate şi dispozitive actuale se referă în primul rând la conectivitatea lor (fără fir, prin semnale radio) la sistemul *GSM*, practic din orice punct de pe glob. Mai este cunoscut şi sub denumirea de *2G*. Este sistemul dominant în Europa.

17.	*ICMP*	*Internet Control Message Protocol*	3	Este un protocol din suita *TCP/IP* care foloseşte la semnalizarea şi diagnosticarea problemelor din reţea. Mesajele *ICMP* sunt încapsulate în interiorul pachetelor *IP*.
18.	*IGMP*	*Internet Group Management Protocol*	3	IGMP este un protocol asimetric, în sensul că un comportament specificat pentru gazde diferă de cea de *routere multicast*. *IGMP* este un protocol de executat între maşinile gazdă pe aceeaşi subreţea şi routere multicast în această subreţea. Routere menţine o listă a grupurilor de multicast pentru care maşinile lor de gazdă raportate a fi subscris. Ceea ce permite routerul pentru a determina pachete IP multicast la releul de pe aceste subrețele.
19.	*IGRP*	*Interior Gateway Router Protocol*	3	Este un tip de protocolul de rutare *classful*, se utilizează pentru a face schimb de tabelele de rutare într-un sistem autonom. *IGRP* permite valori multiple pentru fiecare rută, inclusiv de lăţime de bandă, de încărcare, întârziere şi fiabilitatea. Pentru a compara două rute aceste valori sunt combinate într-o singură, folosind o formulă reglabil. Numărul maxim de „*hop*” pentru pachetele de a fi rutate în *IGRP* este de 255.
20.	*IP*	*Internet Protocol*	3	Este o metodă sau un protocol prin care datele sunt trimise de la un calculator la altul prin intermediu Internetului.
21.	*IPX*	*Internetwork Packet eXchange*	3	Este un protocol de reţea bazat pe datagrame şi lipsit de conexiuni. Pachetele *IPX* sunt trimise către destinaţiile lor, dar nu se garantează şi nici nu se verifică dacă acestea ajung sau nu la destinație.

22.	*ISDN*	*Integrated Services Digital Network*	1	*ISDN* este un set de protocoale folosite atât pentru stabilirea şi întreruperea conexiunilor telefonice, cât şi pentru alte funcţii complexe cum ar fi videoconferinţe, *Telex* sau *Teletex*.
23.	*ISM*	*Industrial, Scientific and Medical radio bands*	2	Benzi de radio industrială, ştiinţifică şi medicală
24.	*LCP*	*Link Control Protocol*	2+5 +6	Protocol care se utilizează cu protocolul PPP, pentru stabilirea conexiunii punct la punct.
25.	*NCP*	*Network Control Protocol*	2+5 +6	Protocol de control al reţelei care se utilizează cu protocolul PPP
26.	*NFS*	*Network File System*	5	Un protocol de reţea de gestionare a sistemului de fişiere.
27.	*OSPF*	*Open Shortest Path First*	3	Este un protocol *IP* dinamic destinat rutării în interiorul unui reţele mari (guvernate de un singur gestionar). *OSPF* este bazat pe caracteristicile conexiunilor dintre interfeţe. Caracteristic pentru *OSPF* este baza de date cuprinzând link-urile spre ruterele adiacente. Aceasta cuprinde o listă a tuturor ruterelor conectate direct – constituind „miezul topologiei reţelei". Pentru a menține actuală baza de date corespunzatoare topologiei este necesar un schimb permanent de informație între routere.
28.	*PAP*	*Password Authenti-cation Protocol*	2	Clientul (*dial-up* sau ruter) trimite combinaţia user/parolă, necriptate, până când serverul îl acceptă (dacă combinaţia e corectă) sau până când conexiunea se închide (dacă combinaţia nu e bună). Este suportat de *PPP*.

29.	*POP*	*Post Office Protocol*	7	Protocolul *POP* este utilizat pentru a permite unei staţii de lucru să primească poşta electronică pe care serverul o stochează.
30.	*PPP*	*Point-to-Point Protocol*	2	Este un protocol folosit pentru a încapsula date pe interfeţele seriale sincrone. Prezintă numeroase avantaje faţa de alte încapsulări existente, dintre care menţionăm: - Este standardizată şi implementată la fel de toţi producătorii de echipamente; - Permite folosirea pe acelaşi ruter a mai multor protocoale de nivel 3; - Poate fi folosită pe interfeţele seriale sincrone, pe cele asincrone (atunci când facem *dial-up* folosind un modem), şi pe interfeţe *ISDN*; - Este posibilă autentificarea.
31.	*RARP*	*Reverse Address Resolution Protocol*	2+3	*RARP* permite de a determina adresa *IP* a unei masini dacă este cunoscută adresa de *hardware*-ul (adresa *MAC*). În rezumat, *RARP* este opus *ARP*. Protocolul *RARP* este folosit pentru determinarea adreselor logice a staţii de lucru.
32.	*RIP*	*Router IP*	3	Acest protocol este utilizat pentru rutele de reţea relativ mici şi relativ omogene şi se caracterizează printr-un vector distanţa până la destinaţie. Se presupune că fiecare *router*-ul este punctul de plecare al mai multor trasee la reţelele la care se referă. Descrierile acestor rute sunt stocate într-un tabel de rutare. Tabelul de rutare *RIP* conţine intrări pentru fiecare maşina de service. Intrare ar trebui să includă: a) *IP*-adresa de destinaţie; b) metrica traseului (de la 1 până la 15, numărul de paşi până la locul de destinaţie); c) adresa *IP* a *router*-ului

				cel mai apropiat (poarta de acces), pe drumul spre destinaţie; d) *timer*-ul rutei.
33.	*RPC*	*Remote Procedure Call*	5	Este o specificaţie simplă şi un set de coduri care permite a efectua apeluri printr-o reţea în medii diferite, *RPC* se utilizează pentru a invoca procedare de pe un server de la distanţă în orice sistem (*Windows, Mac OS X, GNU / Linux*), şi cu orice limbaj de programare. Acest lucru oferă un serviciu de web fără restricţii de sistem sau de limbă. Procesul de invocare de la distanţă foloseşte protocolul *HTTP* pentru a transfera date şi standard de *XML* pentru structurarea datelor.
34.	*RTP*	*Real-time Transport Protocol*	7	Este un protocol prin intermediul căruia se pot transmite informaţii de tip mulitimedia (sunete, imagini) printr-o reţea de telecomunicaţii. Aplicaţiile multimedia pun condiţii foarte dure asupra ambianţei de transmitere. Aplicaţiile de obicei folosesc *RTP* implementat peste *UDP*, pentru ca să se poată folosi de posibilitatea sa de multiplexare şi controlul checksum. Dar *RTP* se poate folosi de asemenea şi deasupra oricărui protocol de nivel 4 *OSI*. *RTP* permite transmiterea concomitentă pe adrese diferite, dacă multicastul este posibil la nivel de reţea.Trebuie de luat în consideraţie că *RTP* nu garantează transmiterea la timp a pachetelor şi nu oferă garanţia integrităţii transmiterii datelor.
35.	*RTSP*	*Real Time Streaming Protocol,*	7	Este un protocol de comunicare pentru recepţia datelor sistemelor de mass-media. Se va controla un server mass-media de la distanţă, oferind caracteristici tipice ale unui *player* video, cum ar fi „citire” şi „pauză” şi să

				permită accesul pe poziţia temporală. *RTSP* nu transportă datele şi trebuie să fie ataşat la un protocol de transport, cum ar fi *RTP* pentru această sarcină.
36.	*SCTP*	*Stream Control Transmissio n Protocol*	4	Ca un protocol de transport, *SCTP* este într-un sens echivalent cu *TCP* sau *UDP* oferind servicii similare pentru *TCP*, asigurând fiabilitate, secvenţe reordonate, şi controlul congestiei. În timp ce *TCP* este orientat pe octeţi, *SCTP* gestionează „cadre”. Iniţial, *SCTP* a fost conceput pentru a transporta protocoale de voce peste *IP* (*ISDN* partea utilizatorului, *SMS*-uri). Un avantaj reprezintă abilitate a *SCTP* de comunicare multi-ţintă, în cazul în care un capăt (sau ambele) de conectare constă din mai multe adrese *IP*.
37.	*SDH*	*Synchronous Digital Hierarchy*	2	Ierarhia digitală sincronă - este o interfață de transmisiune optică la debit înalt, folosită de operatorii telecom din Europa pentru multiplexarea unor fluxuri de ordin imediat inferior. Debitul digital este transferat folosind lasere şi diode electroluminiscente (*LED*-uri). În SDH cadrul bazic este *STM*-1 (modul de transport sincron 1), cu o viteză de *155 Mbps*.
38.	*SIP*	*Session Initiation Protocol*	7	Protocolul de iniţializare a sesiunii. Astfel de sesiuni includ apeluri telefonice prin Internet, sesiuni multimedia, conferinţe multimedia. *SIP* are următoarele caracteristici: a) Independența de nivelul de transport, putând fi folosit cu *UDP*, *TCP*, *ATM;* b) Bazat pe mesaje de tip text.
39.	*SMB*	*Server Message Block*	5+6	Este un protocol pentru partajarea de resurse (fişiere şi imprimante), pe *LAN*-uri cu *PC*-urile *Windows*. *SMB* funcţionează printr-o structură de client

				/ server, clientul va trimite întrebări specifice şi server de fişiere va răspunde. *SMB* server poate oferi clienţilor acces la reţea pentru sisteme de fişiere şi alte resurse. Clientul poate avea evidenţele sale proprii, care nu sunt comune şi pot accesa simultan discuri partajate şi imprimante de pe server.
40.	*SMTP*	*Simple Mail Transfer Protocol*	7	Protocolul simplu de transfer al corespondenţei este un protocol, folosit pentru transmiterea mesajelor în format electronic pe Internet. Protocolul *SMTP* specifică modul în care mesajele de poştă electronică sunt transferate între procese *SMTP* aflate pe sisteme diferite. Procesul *SMTP* care are de transmis un mesaj este numit client *SMTP*, iar procesul *SMTP* care primeşte mesajul este serverul *SMTP*. Protocolul nu se referă la modul în care mesajul ce trebuie transmis este trecut de la utilizator către clientul, sau cum mesajul recepţionat de serverul este livrat utilizatorului destinatar şi nici cum este memorat mesajul sau de câte ori clientul încearcă să transmită mesajul.
41.	*SNMP*	*Simple Network Management Protocol*	7	Este un protocol de comunicare care permite administratorilor de reţea să gestioneze dispozitivele de reţea, monitorizarea şi diagnosticarea problemelor de reţea şi *hardware* de la distanţă. Comutatoare, *routere*, *hub*-uri, staţii de lucru şi servere (fizic sau virtual) sunt exemple de echipamente care conţin obiecte de gestionat. Aceste obiecte pot fi informaţii despre *hardware* de gestionat, setările de configurare, statisticile de performanţă şi alte obiecte care sunt direct legate de

				comportamentul de echipamente de curent.
42.	*SONET*	*Synchronous Optical NETwork*	2	Sistema (sistemul American) este proiectată pentru medii bazate pe fibră optică, poate fi implementată şi în cazul firelor de cupru. Oferă lăţimi de bandă de la *51,84Mbps* la *9952Mbps*. SONET oferă standarde pentru debite de linie de până la *39,808 Gbps.*
43.	*SPX*	*Sequenced Packet eXchange*	4	Este un protocol de reţea la sistemul de operare *Novell NetWare* folosit pentru a controla furnizarea de date într-o reţea locală (şi într-o măsură mai mică, *WAN*). Împreună cu *IPX* (*Novell*, de asemenea) stiva de *IPX / SPX* este similar cu *TCP / IP*. Protocolul este responsabil pentru asigurarea integrităţii de pachete trimise şi pachete de confirmare primite. Efectuează un control al fluxului de date, controlul vitezei pachetelor trimise şi primite, precum şi reducerea riscului de corupţie. Atunci când o eroare este descoperit într-un pachet care este trimis sau primit, toate pachetele trimise sau primite în această perioadă sunt marcate la fel de rău şi de *re-broadcast*.
44.	*SSH*	*Secure SHell*	7	Este un protocol ce permite ca datele să fie transferate folosind un canal securizat intre dispozitive de reţea. Folosit cu precădere în sistemele de operare multiutilizator *Linux* şi *Unix*, *SSH* a fost dezvoltat ca un înlocuitor al *Telnet*-ului şi al altor protocoale nesigure de acces de la distanţă, care trimit informaţia, în special parola, în clartext, făcând posibilă descoperirea ei prin analiza traficului. Criptarea folosita de *SSH* intenționează să asigure

				confidenţialitatea şi integritatea datelor transmise printr-o reţea nesigură cum este Internetul.
45.	*TCP*	*Transmission Control Protocol*	4	Reprezintă un protocol de comunicaţie de nivel înalt care oferă transmiterea sigură a unui şir de biţi de la un program rulând pe un calculator către un program rulând pe alt calculator.
46.	*Telnet*	*Terminale virtuale*	7	*Telnet* este un protocol de reţea care se foloseşte în Internet şi în reţele de calculatoare tip *LAN* la comunicaţia textuală, bidirecţională şi interactivă.
47.	*TLS*	*Transport Layer Security*	5	Eeste un acronim care reprezintă un protocol web pentru a transmite fără risc documente private prin Internet. Pentru a cripta datele *TLS* utilizează un sistem criptografic cu două chei: una publică, cunoscută de oricine, şi una privată, secretă, cunoscută numai de destinatarul mesajului.
48.	*UDP*	*User Datagram Protocol*	4	Este un protocol fără conexiune, semnalarea erorilor sau reluărilor fiind asigurată de nivelul superior, iar datele transmise nu sunt segmentate. *UDP* este folosit în situaţiile în care eficienţa şi viteza transmisiei sunt mai importante decât corectitudinea datelor.
49.	*Whois*	*Who is*	6	«Cine e» - este un protocol de căutare/răspuns, larg folosit pentru a căuta în baza de date oficială pentru a determina deţinătorul unui domeniu, adresă IP sau a unui număr de sistem autonom din internet. Căutările se făceau, tradiţional, printr-o interfaţă command line, dar acum există mai multe site-uri web ce oferă moduri mai simple de căutare prin bazele de date. *WHOIS* rulează pe portul 43, protocolul *TCP*.

50.	*X.25*	*Packet Switching*	2+3	Este un protocol pentru *WAN*, care defineşte felul în care conexiunile între dispozitivele utilizate şi dispozitivele de reţea sunt stabilite. *X.25* este conceput pentru a se putea opera indiferent de tipul sistemelor conectate la reţea.
51.	*XDR*	*eXternal Data Representation*	6	Este un standard de reprezentarea externă (codificare/decodare) a datelor; este implementat ca o bibliotecă de *software* de funcţii, care este portabilă între diferite sisteme de operare şi este, de asemenea, independentă de nivelul transport.
52.	*XMPP*	*eXtensible Messaging and Presence Protocol*	7	Este un protocol pentru a face schimb de informaţii structurate în timp real între oricare două noduri de reţea.

Anexa 2

Descrierea unor tipuri de adaptoare

Adaptoare *LANtastic*. *Artisoft* produce adaptoare *Ethernet*, cât şi propriile plăci adaptoare pentru reţele, modelul brevetat al firmei numindu-se adaptor *LANtastic*, produs confundat deseori cu sistemul de operare în reţea cu acelaşi nume, produs de aceeaşi firmă. Adaptorul *LANtastic* operează la rata de *2Mbps* şi foloseşte un cablu cu patru conductori ce leagă toate staţiile. Instalarea este uşoară dacă acest cablu nu trebuie să treacă prin pereţi sau tavan.

Adaptoare *ARCnet*. Unul dintre cele mai vechi tipuri de hard pentru *LAN* este *ARCnet*. Iniţial a fost o schemă brevetată a firmei *Datapoint Corporation*, însă acum mai multe companii produc plăci compatibile *ARCnet*. Adaptorul *ARCnet* este mai lent, dar ignoră micile erori de instalare. Oferă siguranţă în funcţionare, iar problemele cablurilor şi ale adaptorului *ARCnet* sunt uşor de diagnosticat. Totodată, este mai ieftin decăt *Ethernet*. Funcţionează oarecum ca Token Ring, dar la rata mai mică de *2,5Mbps*.

Adaptoare Ethernet. Oferă posibilitatea interconectării unei mari varietăţi de echipamente, inclusiv calculatoare *UNIX, Apple, IBM PC* şi clone *IBM*. Există foarte mulţi producători ai acestor plăci. *Ethernet* este livrat în trei variante (*ThinNet, UTP* şi *ThickNet*), în funcţie de lungimea cablurilor folosite. *Ethernet* operează cu o rată de transfer a datelor de *10Mbps*. Între transferurile de date (cereri şi răspunsuri la şi de la file server) reţelele *Ethernet* rămân tăcute. După ce o staţie de lucru trimite o cerere prin cablu *LAN*, cablul rămâne din nou tăcut. Când însă două staţii sau mai multe (şi/sau file servere) încearcă să folosească reţeaua în acelaşi timp, apare o coliziune, datorită faptului că numai două calculatoare pot comunica prin cablu la un moment dat. În asemenea caz, ambele calculatoare renunţă, după care încearcă din nou. Pentru a detecta o coliziune, adaptoarele de reţea *Ethernet* folosesc metoda *CSMA/CD* (*Carrier Sense, Multiple Access/Collision Detection*) şi fiecare renunţă o perioadă aleatoare de timp. Această metodă oferă efectiv posibilitatea unui calculator să fie primul. La un trafic mai mare, frecvenţa coliziunilor creşte, iar timpii de răspuns devin tot mai nesatisfăcători, reţeaua putând ajunge să consume mai mult timp pentru revenirea din coliziuni decât transmiţând date. Reţeaua *Token Ring*, proiectată de firmele *IBM* şi *Texas Instruments* rezolvă aceste limitări de trafic ale reţelei *Ethernet*.

Adaptoare *Token Ring*. Folosesc perechi de cabluri răsucite, ecranate sau neecranate. *Token Ring* este cel mai scump tip de reţea *LAN*. Poate fi întâlnită în clădirile marilor corporaţii cu reţele vaste, mai ales când reţelele sunt conectate la calculatoare mainframe. *Token Ring* operează la o rată de *4Mbps* sau *16Mbps*. Staţiile de pe o reţea locală *Token Ring* trec de la una la alta mesaje *token*. *Token* este un scurt mesaj indicând că reţeaua este neocupată. Dacă o staţie nu are nimic de trimis, îndată ce primeşte un token îl transmite staţiei de lucru imediat următoare. O staţie nu poate trimite un mesaj în reţeaua decât atunci când primeşte un *token*. Mesajul trimis circulă prin staţiile şi file serverele reţelei *LAN*, ajungând din nou la

emiţător, după care acesta trimite un token care indică faptul că reţeaua nu mai este ocupată. În timp ce mesajul circulă, o staţie sau un file server recunoaşte că acesta i se adresează şi începe procesarea lui. *Token Ring* nu risipeşte însă resursele reţelei, cum ar putea părea, circulaţia mesajului token prin reţea neconsumând timp, chiar dacă sunt foarte multe staţii de lucru. Anumitor staţii de lucru şi file server-e li se pot asigna priorităţi, pentru ca acestea să obţină mai des accesul la *LAN*. În plus, schema de trecere a mesajului *token* este mult mai tolerantă la niveluri mari de trafic în *LAN* decât percepţia *Ethernet* a coliziunilor. *ARCne*t şi *Token Ring* nu sunt compatibile între ele, dar şi *ARCnet* utilizează o schemă similară de trecere a mesajelor token pentru controlul accesului la reţea a staţiei de lucru şi al file serverului. Staţiile *LAN* se supraveghează reciproc şi folosesc o procedură complexă de regenerare a unui *token*, în cazul când una dintre ele l-a pierdut.

Anexa 3

Costul porţilor pentru unele lăţimi de bandă

Lăţimea de bandă	**Costul portului prin care trece calea (802.1D-1998)**	**Costul portului prin care trece calea (802.1W-2001)**
4 Mbps	250	5000000
10 Mbps	100	2000000
16 Mbps	62	1250000
100 Mbps	19	200000
1 Gbps	4	20000
2 Gbps	3	10000
10 Gbps	2	2000

Anexa 4

Rată de transmisie a datelor

Topologia *RING* (inel)			1..10 Mbps
Transmisia	asincronă		maxim 115 Kbps
	sincronă		2 Mbps
Ethernet 10G			10 Gbps
Gigabit Ethernet			1000 Mbps
FastEthernet			100 Mbps
Ethernet			10 Mbps
Reţele locale fără fir	802.11a, 802.11g		54 Mbps
	802.11b		11Mbps
Comutaţie	de circuite (*Circuit-switched*)	*ISDN* (Servicii Integrate *Digital Network*)	128 Kbps…3 Mbps
	de pachete (*Packet-switched*)	*X.25 (Packet Switching)*	2 Mbps
		FR (*Frame Relay*)	1,544 Mbps
	Cell-switched - ATM (*Asyncronous Transfer Mode*)		622 Mbps.
Vocea umană în format digital			64 Kbps
Telefonie digitală	*T1*		1,544 Mbps
	T2		6,312 Mbps
	T3		44,736 Mbps
	T4		274 Mbps
	E1		2,048 Mbps
	E2		8,488 Mbps
	E3		34,368 Mbps
	ADSL		1 Mbps…8 Mbps
	SONET		51,84 Mbps… 39,81Gbps
Analog services			maxim 10 Mbps
WiMAX			70…75 Mbps
Adaptor			10 Mbps
Linia telefonică	cu comutare (*dial-up*)		56 Kbps
	dedicată (închiriată)		45 Mbps

Telefonie mobilă	*D-AMPS* (*Digital Advanced Mobile Phone System*)	8 Kbps
	GSM (*Global System for Mobile Communications*)	13 Kbps
	EDGE (în regim de comutaţie de pachete)	maxim 474 Kbps
	3G (*Third Generation*)	1,5…2 Mbps
	3.9G (*Third Generation*)	100 Mbps
Bluetooth - *SCO* (*Synchronous Connection Oriented*)		64 Kbps
Ethernet - o fereastră de timp pentru transmiterea unui bit		10 Mbps

Rețele de calculatoare

EDIȚIA A PATRA

Andrew S. Tanenbaum

Universitatea Vrijie
Amsterdam, Olanda

Traducere:

Colectivul de coordonare:

prof. dr. ing. Valentin Cristea
prof. dr. ing. Eugenia Kalisz
prof. dr. ing. Nicolae Țăpuș

Colectivul de traducători:

as.ing. Ana Vârbănescu
stud. Corina Stratan
prep. ing. Sabina Șerbu
ing. Mihaela Negru
prep. ing. Natalia Costea
as. ing. Răzvan Rughiniș
prep. ing. Liviu Dragomirescu
stud. Octavian Udrea
stud. Bogdan Vișinescu
ing. Mihaela Neață
stud. Vlad Sima
stud. Cătălin Cârstoiu
stud. Mihai Mircea
stud. Cristi Orban
stud. Ozana Dragomir
stud. Andrei Agapi
stud. Ana Maria Oprescu
stud. Ionuț Frujină
stud. Gabi Ghiniță
stud. Paul Chiriță
ing. Raluca Busurca
stud. Vlad Panait
ing. Octavian Purdilă
stud. Radu Niculiță
stud. Cătălin Coman

Pregătire, design, producție:

Mihai Scorțaru, Claudiu Soroiu, Adrian Pop

Editată de BYBLOS s.r.l., ©2003

București, Str. Constantin Rădulescu Motru 13/42, Tel: +40-(0)21-3309281

Sub licență Pearson Education, Inc. după:

Computer Networks, 4th ed. de *Andrew S. Tanenbaum*
©2003, 1996 by Pearson Education, Inc., Prentice-Hall PTR
Upper Saddle River, New Jersey 07458

Tipărită în România, la MASTER DRUCK,

3400 Cluj-Napoca, Str. Liebknecht 2, Tel: +40-(0)264-432497

ISBN: 973-0-03000-6

Rețele de calculatoare

EDIȚIA A PATRA

Pentru Suzanne, Barbara, Marvin și în memoria lui Bram și a lui Sweetie π

Alte titluri de mare succes ale lui Andrew S. Tanenbaum:

Sisteme distribuite: principii şi paradigme

Această nouă carte, scrisă împreună cu Maarten van Steen, prezintă atât principiile, cât și paradigmele sistemelor distribuite moderne. În prima parte sunt tratate în detaliu principiile de comunicare, procesele, numele, sincronizarea, consistența și replicarea, toleranța la erori și securitatea. În cea de-a doua parte se trece la prezentarea unor paradigme diferite folosite pentru crearea sistemelor distribuite, inclusiv sisteme bazate pe obiecte, sisteme distribuite de fișiere, sisteme bazate pe documente și sisteme bazate pe coordonare. Sunt discutate pe larg numeroase exemple.

Sisteme de operare moderne, ediția a doua

Acest text de mare succes prezintă în detaliu principiile sistemelor de operare și le ilustrează cu ajutorul a numeroase exemple inspirate din lumea reală. După un prim capitol introductiv, următoarele cinci capitole tratează conceptele de bază: procese și fire de execuție, situații de blocare, gestiunea memoriei, operații de intrare/ieșire. Următoarele șase capitole tratează noțiuni mai avansate, incluzând sisteme multimedia, sisteme multiprocesor, securitate. La sfârșitul cărții sunt prezentate două studii de caz detaliate: UNIX/Linux și Windows 2000.

Organizarea structurată a calculatoarelor, ediția a patra

Această carte clasică, citită în lumea întreagă și ajunsă acum la cea de-a patra ediție, furnizează introducerea ideală în studiul arhitecturii calculatoarelor. Subiectul este prezentat într-o manieră ușor de înțeles începând cu prezentarea conceptelor de bază. Există un capitol dedicat începătorilor care prezintă logica digitală, urmat de capitole în care sunt prezentate microarhitectura, setul de instrucțiuni de la nivelul arhitecturii, sistemele de operare, limbajul de asamblare și arhitecturile paralele de calculatoare.

Sisteme de operare: proiectare şi implementare, ediția a doua

Acest text despre sisteme de operare, scris împreună cu Albert S. Woodhull, este singura carte ce acoperă atât principiile sistemelor de operare cât și aplicațiile acestora la un sistem real. Sunt tratate în detaliu toate subiectele tradiționale legate de sistemele de operare. În plus, principiile sunt ilustrate cu grijă de MINIX, un sistem de operare gratuit, de tip UNIX, pentru calculatoare personale. Fiecare carte conține un CD-ROM care conține sistemul MINIX complet (cod binar și sursă). Codul sursă este prezentat într-o anexă a cărții și este explicat în detaliu în text.

CUPRINS

PREFAȚĂ

Această carte este acum la a patra ediție. Fiecare ediție a corespuns unei etape diferite în modul de utilizare a rețelelor de calculatoare. Când a apărut prima ediție, în 1980, rețelele erau o curiozitate academică. În 1988, când a apărut a doua ediție, rețelele erau folosite de universități și de marile firme. Când a apărut a treia ediție în 1996, rețelele de calculatoare, în special Internet-ul, au devenit o realitate zilnică pentru milioane de oameni. Noutatea celei de a patra ediții o reprezintă evoluția rapidă a rețelelor fără fir, în numeroase forme.

Imaginea rețelelor de calculatoare s-a modificat radical de la ediția a treia. În anii '90 a existat o varietate de rețele de tip LAN și WAN, împreună cu stivele de protocoale aferente. În anul 2003, singura rețea de tip LAN larg utilizată ce utilizează mediul ghidat de transmisie este Ethernet și practic toate rețelele WAN existente sunt conectate la Internet. În consecință, o importantă cantitate de informație referitoare la rețelele mai vechi a fost înlăturată.

Oricum, noile realizări în domeniu sunt și ele consistente. Cel mai important progres l-au înregistrat comunicațiile fără fir, inclusiv 802.11, buclele locale de telefonie fără fir, a doua și a treia generație de rețele celulare (2G și 3G), Bluetooth, WAP, i-mode și altele. În consecință, a fost adăugată o importantă cantitate de informație despre rețelele fără fir. Un alt subiect important de actualitate este securitatea în rețele, pentru care a fost adăugat în carte un capitol separat.

Deși cap. 1 are aceeași funcție introductivă pe care o avea și în ediția a treia, cuprinsul a fost revizuit și actualizat. De exemplu, sunt prezentate introduceri despre Internet, Ethernet, rețele LAN fără fir, împreună cu istoricul și originile acestora. Sunt tratate pe scurt și rețelele pentru utilizatori casnici.

Cap. 2 a fost restructurat într-o oarecare măsură. După o scurtă introducere în principiile comunicațiilor de date, există trei secțiuni majore despre transmisii (prin medii ghidate, medii fără fir și sateliți) urmate de încă trei secțiuni cu studii de caz (rețele comutate de telefonie publică, rețele de telefonie mobilă și rețele de televiziune prin cablu). Printre noile subiecte expuse în acest capitol se numără ADSL, comunicația fără fir în bandă largă, rețele metropolitane fără fir, accesul Internet prin cablu și DOCSIS.

Cap. 3 s-a ocupat dintotdeauna cu principiile fundamentale ale protocoalelor punct-la-punct. Ideile expuse aici au rămas în vigoare timp de decenii. Ca urmare succesiunea detaliată de exemple de protocoale prezentate în acest capitol a rămas practic neschimbată de la a treia ediție.

Din contră, în zona subnivelului MAC a existat o activitate intensă în ultimii ani, așa că s-au produs multe schimbări în cap. 4. Secțiunea dedicată Ethernet-ului a fost extinsă pentru a include și Gigabit Ethernet. S-au introdus secțiuni complet noi despre LAN-uri fără fir, comunicație fără fir în bandă largă, Bluetooth și comutare la nivel de legătură de date, inclusiv MPLS.

Cap. 5 a fost de asemenea actualizat: au fost înlăturate toate materialele referitoare la ATM și au fost adăugate materiale suplimentare despre Internet. Un alt subiect important este calitatea serviciilor, cuprinzând expuneri despre servicii integrate și servicii diferențiate. Sunt prezente în acest capitol și rețelele fără fir, împreună cu o discuție despre rutarea în rețele ad-hoc. Alte aspecte noi includ NAT și rețelele de la egal la egal (peer-to-peer).

Cap. 6 tratează în continuare nivelul transport, dar și aici au avut loc unele schimbări. Printre acestea se numără un exemplu de programare a soclurilor (sockets). Sunt prezentate și comentate două programe de câte o pagină scrise în limbajul C. Aceste programe, disponibile și pe situl Web al cărții, pot fi compilate și rulate. Împreună ele furnizează o aplicație de server de fișiere sau server de Web, pentru experimentare. Alte subiecte noi includ apelul procedurilor la distanță, RTP și tranzacții/TCP.

Cap. 7, relativ la nivelul aplicație, a fost mai clar orientat. După o scurtă introducere în DNS, restul capitolului tratează trei aspecte: poștă electronică, Web și multimedia. Fiecare dintre acestea este tratată foarte detaliat. Discuția despre modul de funcționare a Web-ului se întinde acum pe mai mult de 60 de pagini, acoperind multe subiecte, printre care pagini Web statice și dinamice, HTTP, scripturi CGI, rețele cu livrare bazată pe conținut, cookies și păstrarea temporară în memoria ascunsă (cache) a Web-ului. Sunt prezente și materiale despre modul de scriere a paginilor Web moderne, cu scurte introduceri în XML, XSL, XHTML, PHP și altele, toate însoțite de exemple funcționale. Este menționat și accesul Web fără fir, cu accent asupra i-mode și WAP. Secțiunea de multimedia cuprinde acum MP3, fluxuri audio, radio prin Internet și transmisii de voce peste IP.

Securitatea rețelelor a devenit azi atât de importantă încât i s-a acordat un nou capitol însumând peste 100 de pagini. Sunt prezentate atât principii de securitate (algoritmi simetrici și algoritmi cu chei publice, semnături digitale și certificate X.509) cât și aplicații ale acestor principii (autentificare, securitatea poștei electronice și securitatea Web). Acest capitol este

atât întins ca arie de acoperire (de la criptografie cuantică până la cenzura guvernamentală) cât și bogat în detalii (de exemplu modul de funcționare al algoritmului SHA-1).

Cap. 9, conține o listă complet nouă de recomandări bibliografice, cât și o bibliografie cuprinzătoare de peste 350 de titluri. Peste 200 dintre aceste lucrări sunt scrise după anul 2000.

Cărțile despre computere conțin foarte multe acronime. Nici cartea de față nu face excepție. După ce ați terminat de citit această carte, următorii termeni ar trebui să însemne ceva pentru dumneavoastră: ADSL, AES, AMPS, AODV, ARP, ATM, BGP, CDMA, CDN, CGI, CIDR, DCF, DES, DHCP, DMCA, FDM, FHSS, GPRS, GSM, HDLC, HFC, HTML, HTTP, ICMP, IMAP, ISP, ITU, LAN, LMDS, MAC, MACA, MIME, MPEG, MPLS, MTU, NAP, NAT, NSA, NTSC, OFDM, OSPF, PCF, PCM, PGP, PHP, PKI, POTS, PPP, PSTN, QAM, QPSK, RED, RFC, RSA, RSVP, RTP, SSL, TCP, TDM, UDP, URL, UTP, VLAN, VPN, VSAT, WAN, WAP, WDMA, WEP, WWW și XML. Dar nu vă îngrijorați. Ficare din acești termeni va fi cu atenție explicat înainte de a fi utilizat. Pentru a-i ajuta pe instructorii care doresc să folosească această carte ca suport de curs, autorul a pregătit o varietate de materiale auxiliare, printre care:

Un manual cu soluțiile problemelor.
Fișiere conținând toate figurile în diferite formate
Un simulator (scris în C) pentru exemplele de protocoale din Cap. 3.
O pagină de web cu link-uri către îndrumare practice, organizații, întrebări frecvente, etc

Manualul cu soluții este disponibil la Prentice Hall (dar numai pentru instructori, nu și pentru studenți). Toate celelalte materiale pot fi găsite pe situl cărții, la adresa:

http://www.prenhall.com/tanenbaum

De acolo, faceți click pe coperta cărții.

Multe persoane m-au ajutat în timpul lucrului la a patra ediție. Aș dori în mod deosebit să mulțumesc următoarelor persoane: Ross Anderson, Elizabeth Belding-Royer, Steve Bellovin, Chatschick Bisdikian, Kees Bot, Scott Bradner, Jennifer Bray, Pat Cain, Ed Felten, Warwick Ford, Kevin Fu, Ron Fulle, Jim Geier, Mario Gerla, Natalie Giroux, Steve Hanna, Jeff Hayes, Amir Herzberg, Philip Homburg, Philipp Hoschka, David Green, Bart Jacobs, Frans Kaashoek, Steve Kent, Roger Kermode, Robert Kinicki, Shay Kutten, Rob Lanphier, Marcus Leech, Tom Maufer, Brent Miller, Shivakant Mishra, Thomas Nadeau, Shlomo Ovadia, Kaveh Pahlavan, Radia Perlman, Guillaume Pierre, Wayne Pleasant, Patrick Powell, Thomas Robertazzi, Medy Sanadidi, Christian Schmutzer, Henning Schulzrinne, Paul Sevinc, Mihail Sichitiu, Bernard Sklar, Ed Skoudis, Bob Strader, George Swallow, George Thiruvathukal, Peter Tomsu, Patrick Verkaik, Dave Vittali, Spyros Voulgaris, Jan-Mark Wams, Ruediger Weis, Bert Wijnen, Joseph Wilkes, Leendert van Doorn și Maarten van Steen.

Mulțumiri speciale sunt adresate lui Trudy Levine care a demonstrat că bunicile pot face o treabă excelentă recapitulând materialul tehnic. Shivakant Mishra s-a gândit la multe dintre problemele

dificile de la sfârșitul capitolelor. Andy Dornan mi-a recomandat lecturi suplimentare pentru Cap. 9. Jan Looyen a furnizat echipamente hardware indispensabile într-un moment critic. Dr. F de Nies s-a dovedit un expert în materie de ”cut-and-paste” atunci când a fost necesar. Editorul meu de la Prentice Hall, Mary Franz m-a aprovizionat cu mai multe materiale pentru citit decât consumasem în precedenții 7 ani și m-a ajutat în numeroase alte situații.

În sfârșit, am ajuns la persoanele cele mai importante: Suzanne, Barbara și Marvin. Suzannei pentru dragoste, răbdare și prânzurile din excursiile la iarbă verde. Barbarei și lui Marvin pentru că au fost veseli și amuzanți în permanență (mai puțin atunci cand se plângeau de îngrozitoarele manuale pentru colegiu, fapt ce m-a făcut să fiu mai cu picioarele pe pământ). Vă mulțumesc.

ANDREW S. TANENBAUM

1

INTRODUCERE

Fiecare din ultimele trei secole a fost dominat de o anumită tehnologie. Secolul al XVIII-lea a fost secolul marilor sisteme mecanice care au însoțit Revoluția Industrială. Secolul al XIX-lea a fost epoca mașinilor cu aburi. În secolul XX, tehnologia cheie este legată de colectarea, prelucrarea și distribuirea informației. Printre alte realizări, am asistat la instalarea rețelelor telefonice mondiale, la invenția radioului și a televiziunii, la nașterea și creșterea nemaivăzută a industriei de calculatoare și la lansarea sateliților de comunicații.

Datorită progresului tehnologic rapid, aceste domenii converg în ritm alert, iar diferențele între colectarea, transportul, stocarea și prelucrarea informației dispar pe zi ce trece. Organizații cu sute de birouri răspândite pe o arie geografică largă se așteaptă să poată examina în mod curent printr-o simplă apăsare de buton chiar și echipamentele lor cele mai îndepărtate. Pe măsură ce posibilitățile noastre de a colecta, prelucra și distribui informația cresc tot mai mult, cererea pentru o prelucrarea și mai sofisticată a informației crește și mai rapid.

Deși industria de calculatoare este încă tânără în comparație cu alte industrii (de exemplu, construcția de automobile și transportul aerian), domeniul calculatoarelor a cunoscut un progres spectaculos într-un timp scurt. În primele decenii de existență sistemele de calcul erau foarte centralizate, de obicei în interiorul unei singure încăperi. Adesea, această încăpere avea pereți de sticlă prin care vizitatorii se puteau holba la marea minune electronică dinăuntru. O companie de mărime mijlocie sau o universitate ar fi putut avea unul sau două calculatoare, în timp ce instituțiile mari aveau cel mult câteva zeci. Ideea că, în mai puțin de 20 de ani, calculatoare la fel de puternice, mai mici decât un timbru poștal, vor fi produse pe scară largă în milioane de exemplare părea desprinsă dintr-un scenariu științifico-fantastic.

Întrepătrunderea dintre domeniul calculatoarelor și cel al comunicațiilor a avut o influență profundă asupra modului în care sunt organizate sistemele de calcul. Conceptul de „centru de calcul” -

în accepțiunea sa de încăpere unde există un calculator mare la care utilizatorii vin să-și ruleze programele - este total depășit. Vechiul model al unui singur calculator care servește rezolvării problemelor de calcul ale organizației a fost înlocuit de un model în care munca este făcută de un număr mare de calculatoare separate, dar interconectate. Aceste sisteme se numesc **rețele de calculatoare**. Proiectarea și organizarea acestor rețele reprezintă subiectul acestei cărți.

Pe parcursul cărții vom folosi termenul „rețea de calculatoare" pentru a desemna o colecție de calculatoare autonome interconectate folosind o singură tehnologie. Se spune despre două calculatoare că sunt interconectate dacă sunt capabile să schimbe informație între ele. Conectarea nu se face neapărat printr-un cablu de cupru; pot fi folosite în acest scop fibra optică, radiații infraroșii, microunde sau sateliți de comunicații. Rețelele pot fi de dimensiuni, tipuri și forme diferite, așa cum vom vedea ceva mai târziu. Deși poate să pară straniu, nici Internet-ul și nici World Wide Web-ul (rețea de întindere mondială) nu sunt rețele de calculatoare. Dacă parcurgeți cartea până la sfârșit va fi clar și de ce. Răspunsul simplist este următorul: Internet-ul nu este o singură rețea, ci o rețea de rețele, iar WWW este un sistem distribuit care funcționează peste nivelul Internet-ului.

În literatura de specialitate, se face deseori confuzie între o rețea de calculatoare și un **sistem distribuit**. Deosebirea esențială este aceea că într-un sistem distribuit, o colecție de calculatoare independente este percepută de utilizatorii ei ca un sistem coerent unic. De obicei, el are un model sau o unică paradigmă care îl reprezintă pentru utilizatori. Adesea, un modul software aflat pe nivelul superior al sistemului de operare (numit **middleware**) este responsabil pentru implementarea acestui model. Un bun exemplu de sistem distribuit arhicunoscut este chiar World Wide Web, în care totul ia în cele din urmă forma unui document (pagina Web).

Într-o rețea de calculatoare, coerenta, modelul si programele sunt absente. Utilizatorii au în fața lor mașini locale, fără nici o intenție de a face aceste stații să arate si să se comporte într-adevăr ca un sistem unic coerent. Dacă însă mașinile se deosebesc prin structurile hardware sau chiar prin sistemul de operare, acest amănunt este vizibil pentru utilizatori. Dacă un utilizator dorește să ruleze un program, el trebuie să se înregistreze pe mașina respectivă și să lucreze acolo.

De fapt, un sistem distribuit este un sistem de programe construit peste o rețea. Programele asigură rețelei un grad mare de coeziune și transparență. De aceea, diferența majoră între o rețea și un sistem distribuit nu apare la nivel de echipamente, ci de programe (în special la nivelul sistemului de operare).

Nu mai puțin adevărat este faptul că între cele două subiecte există o suprapunere considerabilă. De exemplu, atât sistemele distribuite cât și rețelele de calculatoare au nevoie să transfere fișiere. Diferența se referă la cine invocă transferul: sistemul sau utilizatorul. Deși această carte are în vedere în primul rând rețelele, multe din subiectele abordate sunt importante și în sistemele distribuite. Pentru mai multe informații despre sistemele distribuite, a se vedea (Tanenbaum și Van Steen, 2002).

1.1 UTILIZĂRILE REȚELELOR DE CALCULATOARE

Înainte de examinarea în detaliu a problemelor tehnice, merită să arătăm de ce sunt oamenii interesați de rețelele de calculatoare și la ce pot fi ele folosite. Până la urmă, dacă nimeni nu ar fi inte-

resat de rețele de calculatoare, puține rețele ar fi construite. Vom începe cu utilizările tradiționale în cadrul companiilor și pentru utilizatorii individuali, apoi ne vom deplasa spre dezvoltările recente privind utilizatorii mobili și rețelele domestice.

1.1.1 Aplicații comerciale

Multe companii au un număr semnificativ de calculatoare. De exemplu, o companie poate folosi calculatoare pentru monitorizarea producției, pentru urmărirea evoluției stocurilor, pentru calcularea statelor de plată. La început, fiecare din aceste calculatoare putea lucra izolat de celelalte, dar, la un moment dat, managerii au decis să le conecteze între ele pentru a putea extrage și corela informații despre întreaga firmă.

În termeni mai generali, subiectul se referă la **împărțirea resurselor**, iar scopul este de a face toate programele, echipamentele și în special datele disponibile pentru oricine din rețea, indiferent de localizarea fizică a resursei și a utilizatorului. Un exemplu uzual și larg răspândit este existența unui grup de utilizatori care folosesc o imprimantă comună. Nici unul dintre utilizatori nu are nevoie de propria imprimantă, iar o imprimantă performantă de volum mare, legată în rețea este, de cele mai multe ori, mai ieftină, mai rapidă și mai ușor de întreținut decât o colecție de imprimante individuale.

Cu toate acestea, probabil chiar mai importantă decât partajarea resurselor fizice, cum sunt imprimantele, scannerele, dispozitivele de inscripționat CD-uri, este partajarea informației. Orice companie mare sau medie, dar și multe dintre companiile mici sunt total dependente de informația prelucrată de calculatoare. Cele mai multe companii țin înregistrările clienților, inventarele, evidența conturilor de încasări, rapoartele financiare, informațiile despre taxe și încă multe altele numai cu ajutorul calculatorului. Dacă toate calculatoarele sale se defectează, o bancă nu mai poate funcționa mai mult de 5 minute. O fabrica modernă, cu o linie de asamblare condusă de calculator nu ar putea continua lucrul nici măcar atât. Chiar și o mică agenție de turism sau un birou de avocatură cu trei angajați sunt, în acest moment, dependente în mare măsură de rețelele de calculatoare, care le permit angajaților accesul instantaneu la informații relevante și la documente.

Pentru companiile mai mici, toate calculatoarele sunt cel mai probabil amplasate într-un singur birou sau poate într-o singură clădire, în timp ce pentru companiile mai mari calculatoarele și angajații pot fi răspândiți într-o mulțime de birouri și fabrici din diferite țări. Cu toate acestea, un agent de vânzări din New York poate avea uneori nevoie de acces la o bază de date cu inventarul produselor aflată în Singapore. Cu alte cuvinte, numai faptul ca un utilizator se află la 15.000 km de datele de care are nevoie nu îl poate împiedica să-și folosească datele ca și când ele ar fi locale. Pe scurt, scopul poate fi definit ca o încercare de a termina cu „tirania geografiei”.

În termenii cei mai simpli se poate imagina sistemul informațional al unei companii ca fiind alcătuit din una sau mai multe baze de date și un număr de angajați care au nevoie de acces de la distanță. În acest model, datele sunt memorate în calculatoare performante, numite **servere (servers)**. Adesea, acestea sunt plasate și întreținute centralizat de un administrator de sistem. Din contră, angajații au mașini mai simple, numite **clienți (clients)**, plasate pe birourile lor, prin intermediul cărora accesează datele aflate la distanță pentru a le include, de exemplu, în foile de calcul pe care le construiesc. (Uneori ne vom referi la operatorul care folosește o mașină client cu numele de „client”, dar va fi clar din context dacă referirea este la mașină sau la utilizatorul ei). Mașinile server si client sunt conectate în rețea, așa cum este ilustrat în fig. 1-1. De notat că am reprezentat rețeaua ca un simplu oval, fără nici un alt detaliu. Vom mai folosi această formă pentru a reprezenta o rețea în mod abstract. Atunci când sunt necesare mai multe detalii, ele vor fi furnizate.

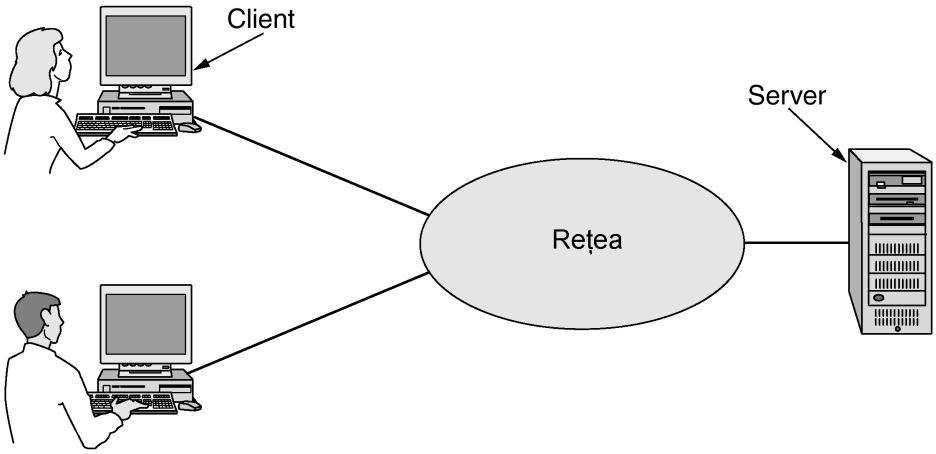


Fig. 1-1. O rețea cu doi clienți și un server.

Această structură reprezintă **modelul client-server**. Este folosit frecvent și reprezintă baza pe care lucrează multe rețele. Este aplicabil atunci când clientul și serverul se află în aceeași clădire (de exemplu, dacă ambele aparțin aceleiași companii), dar și atunci când între ele este o distanță mai mare. De exemplu, atunci când o persoană aflată acasă face un acces la o pagină Web, este folosit același model, în care serverul Web aflat la distanță are rol de server, iar calculatorul personal al utilizatorului are rol de client. În cele mai multe situații, un server poate lucra cu un număr mare de clienți.

Dacă privim mai în detaliu modelul client-server, constatăm că sunt implicate două procese, unul aflat pe mașina client și unul aflat pe mașina server. Comunicația ia forma transmiterii prin rețea a unui mesaj de la procesul client către procesul server. În continuare, procesul client va aștepta un mesaj de răspuns. Atunci când procesul server primește cererea, execută acțiunea solicitată sau caută datele cerute și transmite un răspuns. Aceste mesaje sunt prezentate în fig. 1-2.

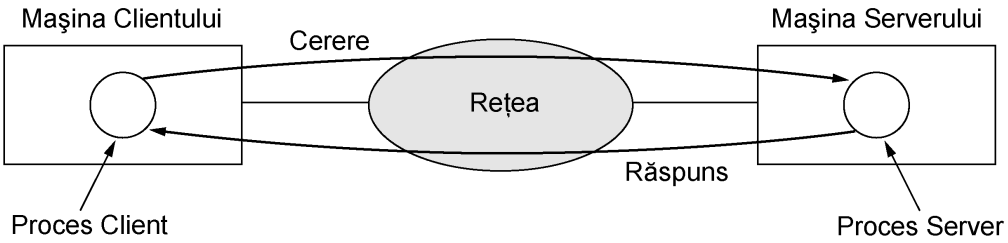


Fig. 1-2. Modelul client-server implică cereri și răspunsuri.

Un al doilea scop al construirii unei rețele de calculatoare este mai mult legat de oameni decât de informație sau chiar calculatoare. O rețea de calculatoare poate constitui un puternic **mediu de comunicare** între angajați. Aproape orice companie care are două sau mai multe calculatoare are acum **poștă electronică** (**e-mail**), pe care angajații o folosesc intens pentru comunicațiile zilnice. De fapt, una dintre neplăcerile discutate intens între angajați este multitudinea de mesaje, în mare parte lipsite de sens, cu care trebuie să se confrunte zilnic pentru că șefii au descoperit că pot trimite același mesaj (de cele mai multe ori chiar fără conținut) tuturor subordonaților, prin apăsarea unui singur buton.

Dar poșta electronică nu este singura formă de comunicație îmbunătățită care a fost făcută posibilă de rețelele de calculatoare. Cu o rețea, este ușor pentru doi oameni care lucrează la mare distanță unul de altul să scrie un raport împreună. Când unul dintre ei face o modificare asupra unui document din rețea, ceilalți vor putea vedea modificarea imediat, în loc să aștepte o scrisoare timp de mai multe zile. O astfel de accelerare face din cooperarea în cadrul grupurilor de oameni aflați la distanță o simplă comunicare, fapt imposibil cu ceva timp în urmă.

O altă formă de comunicare asistată de calculator o reprezintă videoconferințele. Folosind această tehnologie, angajații din locuri aflate la distanță pot ține o întrunire, pot să se vadă și să se audă între ei, și pot scrie chiar pe o tablă virtuală partajată. Videoconferința este o modalitate eficientă de eliminare a costurilor și timpului pierdute anterior pentru a călători. Se spune uneori că între comunicare și transport este o competiție și că activitatea care câștigă o face pe cealaltă să pară depășită.

Un al treilea scop pentru tot mai multe companii este realizarea electronică a comerțului cu alte companii, în special cu furnizorii și clienții. De exemplu, producătorii de automobile, avioane sau calculatoare, printre alții, cumpără subansamble de la diverși furnizori și apoi le asamblează. Folosind rețelele de calculatoare, producătorii pot plasa comenzile electronic, după cum este nevoie. Posibilitatea de a plasa comenzi în timp real (dacă este nevoie) reduce necesitatea stocurilor mari și sporește eficiența.

Un al patrulea scop care devine din ce în ce mai important este realizarea de tranzacții cu consumatorii prin Internet. Companiile aeriene, librăriile și magazinele de muzică au descoperit că multor consumatori le place comoditatea de a-și face cumpărăturile de acasă. În consecință, multe companii oferă on-line cataloage cu bunurile și serviciile disponibile și chiar primesc comenzi on-line. Este de așteptat ca acest sector să se dezvolte rapid în continuare. El este numit **comerț electronic (e-commerce, electronic commerce)**.

1.1.2 Aplicații domestice

În 1977 Ken Olsen era președinte al Digital Equipment Corporation, care era pe vremea aceea a doua companie în lume în vânzarea de calculatoare (după IBM). Atunci când a fost întrebat de ce Digital nu se implică mai mult în piața calculatoarelor personale, el a răspuns: „Nu există nici un motiv ca fiecare individ să aibă un calculator acasă.” Istoria a arătat că răspunsul a fost greșit, iar Digital nu mai există. De ce cumpără oamenii calculatoare pentru a le folosi acasă? La început, pentru prelucrarea de texte și pentru jocuri, dar în ultimii ani această imagine s-a schimbat radical. Probabil că în acest moment cel mai important motiv este accesul la Internet. Unele dintre cele mai populare utilizări ale Internet-ului pentru utilizatorii casnici sunt următoarele:

1. Accesul la informație de la distanță.
2. Comunicațiile interpersonale.
3. Divertismentul interactiv
4. Comerțul electronic

Accesul informației la distanță ia forme multiple. Poate fi navigarea pe Web pentru informații sau doar pentru distracție. Categoriile de informații disponibile includ artele, afacerile, gastronomia, guvernarea, sănătatea, istoria, preocupările din timpul liber, modalitățile de recreere, știința, sporturile, călătoriile, și multe altele. Distracția este de prea multe feluri ca să poată fi menționate, plus câteva care e mai bine să rămână nemenționate.

Multe ziare sunt acum disponibile on-line și pot fi personalizate. De exemplu, este uneori posibil să spui unui ziar că dorești să obții totul despre politicienii corupți, despre marile incendii, despre scandalurile în care sunt implicate celebritățile și despre epidemii, dar nu despre fotbal. Uneori este chiar posibil să vă aduceți articolele selectate pe discul local, în timp ce dormiți, sau să le tipăriți înainte de micul dejun. Și cum această tendință continuă să se dezvolte, va cauza o creștere importantă a ratei șomajului printre băieții de 12 ani care distribuie ziare, dar redacțiilor ziarelor le place această variantă, pentru că distribuția a fost întotdeauna cea mai slabă verigă din întregul lanț de producție.

Pasul următor după ziare (împreună cu revistele și jurnalele științifice) este biblioteca digitală on-line. Multe organizații profesionale, cum sunt ACM (*www.acm.org*) și IEEE Computer Society (*www.computer.org*) au deja disponibile on-line multe dintre jurnale și prezentări de la conferințe. Alte grupuri urmează rapid această tendință. În funcție de costul, dimensiunile și greutatea unui calculator portabil, cărțile tipărite vor deveni desuete. Scepticii ar trebui să fie atenți la efectul pe care l-a avut tiparul asupra manuscriselor medievale iluministe.

Toate aceste aplicații presupun interacțiuni între o persoană și o bază de date aflată la distanță. O a doua categorie largă de utilizări ale rețelei este comunicarea între persoane - este vorba în primul rând de replica secolului XXI la telefonul din secolul al XIX-lea. Poșta electronică, sau **e-mail**-ul, este deja folosită zi de zi de milioane de oameni din toată lumea și gradul de utilizare este în continuă creștere. Conține deja, în mod curent, pe lângă text și poze, secvențe audio și video. În schimb, va dura ceva mai mult până când se va pune la punct înglobarea mirosului în mesaje.

Orice adolescent este dependent de **mesageria instantanee** (**instant messaging**). Această facilitate, derivată din programul UNIX *talk* (ro: vorbește) folosit încă din anii 1970, le permite celor doi care doresc să comunice să-și trimită mesaje unul altuia în timp real. O versiune multipersonală a acestei idei este **chat-room-ul** (ro: **camera de discuții**) în care o persoană dintr-un grup poate trimite mesaje către întregul grup.

Grupurile de știri de pe tot globul, cu discuții privind orice subiect imaginabil, fac deja parte din realitatea cotidiană a unei anumite categorii de persoane, iar acest fenomen va crește până la dimensiunile întregii omeniri. Discuțiile, în care o persoană trimite un mesaj și toți ceilalți abonați ai grupului de interes pot să-l citească, se derulează în toate stilurile posibile, putând fi la fel de bine extrem de amuzante sau de pătimașe. Spre deosebire de camerele de discuții (chatroom-uri), grupurile de interese nu sunt în timp real și mesajele sunt salvate astfel încât atunci când cineva se întoarce din vacanță, toate mesajele care au fost primite între timp așteaptă cuminți să fie citite.

Un alt tip de comunicație interpersonală se numește adesea comunicație **de la egal-la-egal** (**peer-to-peer**), pentru a o distinge de modelul client-server (Parameswaran et al., 2001). În această formă, persoanele independente care formează un grup oarecare comunică în cadrul grupului, după cum se vede în fig. 1-3. Fiecare persoana poate, în principiu, să comunice cu una sau mai multe persoane; nu există o departajare clară între clienți și servere.

Comunicațiile de la egal-la-egal au explodat în jurul anului 2000 cu un serviciu numit Napster, care la apogeu avea peste 50 de milioane de fani ai muzicii care schimbau între ei melodii. A fost probabil cea mai mare înfrângere a drepturilor de autor din toată istoria lor (Lam și Tan, 2001; și Macedonia, 2000). Ideea era destul de simplă. Membrii înregistrau muzica pe care o aveau pe discurile locale într-o bază de date centrală întreținută de serverul Napster. Dacă un membru dorea o melodie, verifica baza de date ca să vadă cine o are și se ducea direct la sursă pentru a o lua. Și pentru că Napster nu ținea nici un fel de muzică pe mașinile proprii, Napster a argumentat că nu a încălcat drepturile de autor ale nimănui. Dar tribunalul nu a fost de acord și a închis sistemul.

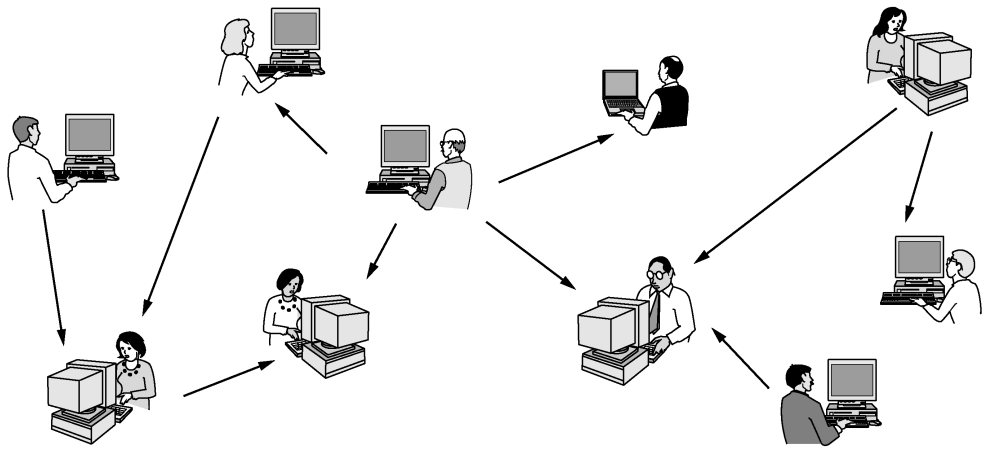


Fig. 1-3. Într-un sistem de la egal la egal nu sunt clienți și servere fixe.

Oricum, următoarea generație de sisteme de la egal-la-egal elimină baza de date centrală deoarece fiecare utilizator își va întreține propria bază locală și va oferi o listă de alți utilizatori membri ai sistemului aflați în apropiere. Un nou utilizator va putea atunci să viziteze fiecare membru și să vadă ce anume are acesta și care este lista de utilizatori aflați în apropierea sa. Acest proces de căutare poate fi repetat la infinit pentru a crea o bază de date de dimensiune mare cu ceea ce se regăsește în sistem. Este o activitate care ar deveni tracasantă pentru utilizatori, dar pentru care calculatoarele sunt excelente.

Există de asemenea și aplicații legale pentru comunicațiile de la egal-la-egal. De exemplu, fanii partajează muzica neprotejată de drepturile de autor sau noile extrase de melodii pe care formațiile muzicale le oferă în scop publicitar, familiile partajează poze, filme și informații genealogice, iar adolescenții joacă on-line jocuri cu mai mulți participanți. De fapt, una dintre cele mai populare aplicații ale Internet-ului, poșta electronică, este în mod implicit de la egal-la-egal. Este de așteptat ca această formă de comunicație să crească semnificativ în viitor.

Criminalitatea electronică nu este limitată la încălcarea drepturilor de autor. O altă zonă fierbinte este cea a jocurilor de noroc electronice. Calculatoarele au simulat tot felul de lucruri timp de decenii. De ce să nu simuleze și automatele cu fise, roata ruletei, masa de blackjack, și multe alte echipamente pentru jocurile de noroc? Ei bine, deoarece este ilegal în multe locuri. Problema este că jocurile de noroc sunt legale în multe alte părți (în Anglia, de exemplu) și proprietarii de cazinouri din astfel de state au înțeles potențialul jocurilor de noroc pe Internet. Ce se întâmplă dacă jucătorul și cazinoul se află în țări diferite, cu legi diferite? Bună întrebare.

Alte aplicații orientate pe comunicații includ utilizarea Internet-ului ca suport pentru convorbiri telefonice, conferințe video sau radio, trei domenii în plină dezvoltare. O altă aplicație este învățământul la distanță, aceasta însemnând ca poți să urmărești cursurile de la 8 dimineața fără a trebui să te dai mai întâi jos din pat. Pe termen lung, utilizarea calculatoarelor pentru a îmbunătăți comunicațiile interumane se va putea dovedi mai importantă decât oricare alte utilizări.

A treia categorie avută în vedere este divertismentul, care reprezintă o industrie uriașă, în continuă creștere. În acest domeniu aplicația de cel mai mare succes (cea care poate să influențeze tot restul) se numește video la cerere. Este plauzibil ca peste vreo zece ani să putem selecta orice film sau program de televiziune realizat vreodată în orice țară și acesta să fie imediat disponibil pe ecra-

nul nostru. Filmele noi ar putea deveni interactive: spectatorul ar fi întrebat în anumite momente ce continuare a povestirii alege (să-l ucidă MacBeth pe Duncan sau să aștepte o ocazie mai bună?), fiind prevăzute scenarii alternative pentru toate cazurile. De asemenea, televiziunea în direct s-ar putea desfășura interactiv, cu telespectatori care participă la concursuri, care aleg câștigătorul dintre concurenții preferați și așa mai departe.

Pe de altă parte, poate că nu sistemul de video la cerere, ci jocurile vor reprezenta aplicația de maxim succes. Există deja jocuri pentru mai multe persoane cu simulare în timp real, de exemplu v-ați ascuns într-o închisoare virtuală sau simulatoare de zbor în care jucătorii unei echipe încearcă să-i doboare pe cei din echipa adversă. Dacă jocurile sunt jucate cu ochelari pentru realitatea virtuală, în medii tridimensionale, în timp real și cu imagini de calitate fotografică, atunci avem un fel de realitate virtuală globală și partajată.

Cea de-a patra categorie este comerțul electronic în cel mai larg sens al cuvântului. Cumpărăturile făcute de acasă sunt deja populare și permit utilizatorilor să inspecteze on-line cataloagele a mii de companii. Unele dintre aceste cataloage vor oferi în curând posibilitatea de a obține o prezentare video imediată a oricărui produs printr-o simplă selectare a numelui produsului. După ce un client cumpără electronic un produs, dar nu poate să își dea seama cum să îl folosească, poate fi consultat departamentul de ajutor on-line.

O altă arie de interes în care comerțul electronic este deja implementat este accesul la instituțiile financiare. Mulți oameni își plătesc facturile, își administrează conturile bancare și își manevrează investițiile electronic. Acestea se vor dezvolta și mai repede de îndată ce rețelele vor deveni mai sigure.

O zonă de interes pe care nimeni nu o întrevedea ca interesantă este talciocul electronic (flea market). Licitațiile on-line de bunuri la mâna a doua au devenit o industrie uriașă. Spre deosebire de comerțul electronic tradițional, care este construit după modelul client-server, licitațiile on-line sunt mai aproape de sistemul de la egal-la-egal, un fel de consumator-la-consumator. Unele dintre aceste forme de comerț electronic au obținut porecle simpatice, plecând de la faptul că, în limba engleză, „2 (two) ” și „to” se pronunță la fel. Cele mai populare sunt prezentate în fig. 1-4.

Prescurtare	Nume întreg	Exemplu
B2C	Companie la Consumator (Bussiness to Consumer)	Comanda de cărți online
B2B	Companie la Companie (Bussiness to Bussiness)	Fabricantul de mașini comandă cauciucuri de la furnizor
G2C	Guvern la consumator (Government to Consumer)	Guvernul distribuie formularele pentru taxe în format electronic
C2C	Consumator la Consumator (Consumer to Consumer)	Licitarea de produse mâna a doua online
P2P	Punct la Punct (Peer-to-Peer)	Partajare de fișiere

Fig. 1-4. Unele forme de comerț electronic.

Fără îndoială că domeniile de utilizare pentru rețelele de calculatoare se vor dezvolta încă și mai mult în viitor și probabil că vor aborda direcții pe care acum nu le poate prevedea nimeni. La urma urmei, câți oameni ar fi crezut în 1990 că adolescenții care își scriu plictisiți mesaje pe telefoanele mobile în timp ce călătoresc cu autobuzul vor deveni o imensă sursă de bani pentru companiile de telefonie mobilă? Cu toate acestea, serviciul de mesaje scurte este extrem de profitabil.

Rețelele de calculatoare pot deveni foarte importante pentru oamenii care se află în locuri mai greu accesibile cărora le pot oferi accesul la aceleași servicii la disponibile și celor care stau în centrul orașelor. Învățământul la distanță poate afecta hotărâtor educația; universitățile vor deveni naționa-

le sau chiar internaționale. Medicina la distanță este abia la început (de exemplu monitorizarea pacienților de la distanță), dar poate să devină mult mai importantă. Dar aplicația cea mai de succes poate să fie ceva mai practică, cum ar fi folosirea unei camere digitale în frigider pentru a vedea dacă trebuie să cumperi lapte când vii acasă de la serviciu.

1.1.3 Utilizatorii mobili

Calculatoarele mobile, cum sunt portabilele sau PDA-urile (**Personal Digital Assistant**, rom: asistent digital personal) sunt unele dintre segmentele cu dezvoltarea cea mai rapidă din industria calculatoarelor. Mulți posesori ai acestor calculatoare au calculatoare la birou și doresc să fie conectați la ele chiar și când sunt plecați de acasă sau pe drum. Și cum a avea o conexiune pe fir este imposibil în mașini sau în avioane, există un interes deosebit pentru rețelele fără fir. În această secțiune vom studia pe scurt câteva dintre aplicațiile rețelelor fără fir.

De ce și-ar dori cineva o astfel de rețea? Unul dintre motivele uzuale este că obține un birou portabil. Oamenii care călătoresc mult doresc să-și poată folosi echipamentele electronice portabile pentru a trimite și pentru a primi apeluri telefonice, faxuri și poșta electronică, pentru a naviga pe Web, pentru a accesa fișiere la distanță și pentru a se putea conecta la mașini aflate la distanță. Și vor să poată face toate acestea în orice loc de pe Pământ, de pe mare sau din aer. De exemplu, în ultima vreme, la conferințele legate de calculatoare organizatorii setează o rețea locală fără fir în încăperea în care se țin conferințele. Oricine are un calculator portabil cu un modem fără fir va trebui doar să își pornească propriul calculator pentru a fi conectat la Internet, ca și cum calculatorul ar fi conectat cu un fir într-o rețea obișnuită. Similar, unele universități au instalat rețele fără fir în campus, astfel încât studenții să poată sta la umbra copacilor și să consulte catalogul bibliotecii sau să-și citească poșta electronică.

Rețelele fără fir sunt de mare valoare pentru parcurile de taximetre, camioane, vehicule utilizate pentru livrare și chiar echipe de intervenție, pentru a fi mereu în contact cu baza. De exemplu, în multe orașe șoferii de taxi sunt oameni de afaceri independenți, nu angajați ai unei companii de taximetre. În unele dintre aceste orașe, taximetrele au un ecran pe care șoferul îl poate vedea. Când sună un client, un dispecer central introduce locul de unde trebuie preluat clientul și destinația unde acesta dorește să ajungă. Această informație este afișată pe ecranul din taximetru și se generează un semnal sonor. Primul șofer care atinge un buton al ecranului este cel care preia apelul.

Rețelele fără fir sunt de asemenea importante în domeniul militar. Dacă vrei să pornești un război oriunde în lume într-un termen scurt, a conta pe infrastructura de rețea de la fața locului nu este, cel mai probabil, o idee bună. Este mai bine să o aduci pe a ta de acasă.

Deși rețelele fără fir și calculatoarele mobile sunt deseori în strânsă legătură, ele nu sunt domenii identice, după cum arată și fig. 1-5. Aici se vede diferența între **fix fără fir** și **mobil fără fir**. Chiar și calculatoarele portabile au uneori nevoie de cablu. De exemplu, dacă un călător conectează firul de la calculatorul său portabil în priza de telefon din camera de hotel, el are mobilitate, folosindu-se totuși de cablu.

Fără fir	Mobil	Aplicații
Nu	Nu	Calculatoarele staționare de pe mesele de lucru din birouri
Nu	Da	Un calculator portabil folosit într-o camera de hotel
Da	Nu	Rețelele în clădiri mai vechi, necablate
Da	Da	Biroul portabil; PDA pentru inventarul magazinului

Fig. 1-5. Combinații de rețele fără fir și echipamente mobile.

Pe de altă parte, unele calculatoare fără fir nu sunt mobile. Un exemplu important este o companie care are o clădire mai veche, necablată pentru rețea și dorește să își interconecteze calculatoarele. Instalarea unei rețele fără fir necesită doar puțin mai mult decât a cumpăra o cutie care are ceva electronică, a o despacheta și a o conecta. Totuși, această soluție poate fi mult mai ieftină decât a pune un tehnician să tragă cabluri pentru a cabla întreaga clădire.

Există, desigur, aplicații cu adevărat mobile și fără fire, de la birourile portabile până la oamenii care, intrând în magazin cu un PDA pot face inventarul. La multe aeroporturi aglomerate, oamenii care se ocupă de primirea mașinilor care au fost închiriate lucrează cu ajutorul calculatoarelor portabile fără fire. Ei introduc numărul de înmatriculare al mașinilor care sunt returnate și echipamentul portabil, care are o imprimantă atașată, apelează calculatorul principal, obține informațiile despre închiriere și tipărește pe loc factura.

Pe măsură ce tehnologiile de comunicație fără fir devin din ce în ce mai răspândite, sunt pe cale să apară tot mai multe aplicații. Să analizăm rapid unele posibilități. Aparatele de taxat fără fir pentru plata parcării au avantaje atât pentru utilizatori cât și pentru mai marii orașului. Aparatele de taxat pot să accepte cărți de credit sau de debit și să le verifice imediat prin conexiunea fără fir. Când perioada pentru care s-a plătit expiră, aparatul poate să verifice existența unei mașini în locul de parcare (va trimite un semnal înspre ea și, dacă acesta este reflectat, în spațiul respectiv se găsește o mașină) și să raporteze poliției eventuala depășire. S-a estimat că, numai la nivelul orașelor din SUA, municipalitățile ar putea obține un plus de 10 miliarde de dolari folosind această variantă (Harte et al., 2000). Mai mult, sancționarea mai riguroasă pentru parcarea ilegală va ajuta mediul înconjurător, deoarece șoferii care știu că vor fi prinși în cazul în care parchează ilegal ar putea să folosească transportul în comun.

Automatele de gustări, băuturi și alte bunuri se găsesc peste tot. Desigur, mâncarea nu ajunge în aceste automate prin puterea magiei. Periodic, cineva vine cu un camion pentru a le umple. Dacă automatele însele ar transmite printr-o conexiune fără fir un raport în fiecare zi pentru a comunica stocurile curente, șoferul camionului ar ști ce mașini trebuie re-aprovizionate și ce cantitate din fiecare produs trebuie să aducă. O astfel de informație ar duce la o planificare mai eficientă a drumului. Desigur, această informație ar putea să fie transmisă și prin liniile telefonice standard, dar soluția de a da fiecărui automat o conexiune fixă de telefon pentru un singur apel pe zi este scumpă din cauza taxei lunare fixe.

O altă zonă în care tehnologiile de conectare fără fir pot să ducă la economii sunt citirile contoarelor pentru diverse utilități. Varianta în care consumul la energie electrică, gaze, apă, și alte utilități care se regăsesc în casele oamenilor ar putea să fie raportat folosind o astfel de conexiune fără fir, nu ar mai fi nevoie să fie trimiși pe teren angajați care să se ocupe de citirea contoarelor. Similar, detectoarele de fum fără fir ar putea să sune la divizia de Pompieri în loc să facă un zgomot infernal (care este lipsit de orice valoare dacă nu este nimeni acasă). Deoarece costul dispozitivelor radio și cel al timpului de emisie scad, din ce în ce mai multe măsurători se vor face prin intermediul rețelelor fără fire.

O arie de aplicații complet diferită pentru rețelele fără fir este mult așteptata fuziune între telefoanele mobile și PDA-uri în mici calculatoare fără cablu. O primă încercare a fost făcută cu micile PDA-uri, care puteau să afișeze pagini Web simplificate pe minusculele lor ecrane. Acest sistem, numit WAP 1.0 (Wireless Application Protocol, rom: protocolul aplicațiilor fără fir) a eșuat, tocmai din cauza ecranelor prea mici, a lărgimii de bandă scăzute și a serviciilor slabe calitativ. Dar dispozitivele și serviciile mai noi vor funcționa mai bine cu WAP 2.0.

O zonă în care aceste dispozitive pot fi excelente este denumită comerț mobil **(m-commerce)** (Senn, 2000). Forța care stă în spatele acestui fenomen constă dintr-un amalgam de producători de dispozitive PDA fără fir și operatori de rețea care încearcă din răsputeri să găsească o soluție pentru a obține o bucată din plăcinta comerțului electronic. Una dintre speranțele lor este să folosească PDA-urile fără fir pentru operațiuni bancare și pentru cumpărături. O idee este utilizarea PDA-urilor ca pe un fel de portofel electronic, autorizând plățile în magazine, ca un înlocuitor pentru banii lichizi și pentru cărțile de credit. Suma cheltuită apare apoi pe factura telefonului mobil. Din punct de vedere al magazinelor, această schemă aduce un câștig prin economisirea taxelor plătite companiei de cărți de credit, taxă care poate fi de câteva procente. Desigur, acest plan poate fi dezavantajos, deoarece clienții dintr-un magazin își pot folosi PDA-urile pentru a verifica prețurile concurenței înainte de a cumpăra. Încă și mai rău, companiile de telefoane pot oferi PDA-uri cu cititoare de coduri de bare care să permită unui client să scaneze un produs dintr-un magazin și apoi să obțină instantaneu un raport detaliat despre alte locuri în care același produs se găsește și despre prețul lui.

Deoarece operatorul rețelei știe unde anume se găsește utilizatorul, unele servicii sunt în mod intenționat dependente de loc. De exemplu, poate fi posibil să afli localizarea unui magazin de cărți sau a unui restaurant chinezesc din apropiere. Hărțile mobile sunt un alt candidat. La fel sunt și prognozele meteo foarte localizate („Când o să se oprească ploaia în curtea mea din spate?”). Fără îndoială că multe alte aplicații or să apară pe măsură ce aceste dispozitive devin tot mai răspândite.

Unul dintre lucrurile importante după care comerțul mobil s-a orientat este acela că utilizatorii de telefoane mobile sunt obișnuiți să plătească pentru tot (spre deosebire de utilizatorii de Internet, care așteaptă totul gratis). Dacă un sit Internet ar impune o taxă pentru a permite utilizatorilor săi să plătească prin intermediul cărții de credit, s-ar naște o grămadă de proteste zgomotoase din partea utilizatorilor. Dacă un operator de telefonie mobilă ar permite oamenilor să plătească pentru articolele dintr-un magazin folosind telefonul și apoi le-ar fi impus o taxă pentru acest serviciu, probabil că totul ar fi fost perceput ca normal. Timpul va decide.

Ceva mai departe în timp sunt rețelele personale (personal area networks) și calculatoarele la purtător (wearable computers). IBM a dezvoltat un ceas care rulează Linux (inclusiv sistemul de ferestre X11) și are conexiune fără fir la Internet pentru a trimite și primi mesaje prin poșta electronică (Narayanaswami et al., 2002). În viitor, oamenii vor putea schimba cărți de vizită numai prin punerea ceasurilor lor față în față. Calculatoarele la purtător, fără fir, vor putea permite accesul oamenilor în încăperi securizate în același fel în care cardurile cu benzi magnetice o fac astăzi (probabil că vor lucra în combinație cu un cod PIN sau cu măsurători biometrice). Este posibil ca aceste ceasuri să fie capabile chiar să obțină informațiile relevante în vecinătatea utilizatorului (de exemplu restaurante locale). Posibilitățile sunt infinite.

Ceasurile inteligente cu radio au fost parte din spațiul nostru mental încă de când au apărut în benzile comice cu Dick Tracy în 1946. Dar praful inteligent? Cercetătorii de la Berkley au construit un calculator fără fir într-un cub cu latura de 1 mm (Warneke et al., 2001). Aplicațiile potențiale includ evidența stocurilor, pachetelor, ba chiar și a păsărelelor, rozătoarelor și insectelor.

1.1.4 Aspecte sociale

Introducerea pe scară largă a rețelelor va ridica noi probleme sociale, etice și politice. Vom menționa pe scurt câteva dintre ele; un studiu exhaustiv ar necesita cel puțin o carte. O aplicație populară a multor rețele sunt grupurile de interese sau sistemele de informare în rețea (BBS-urile), unde oa-

menii pot schimba mesaje cu persoane având preocupări similare. Atâta vreme cât este vorba de subiecte tehnice sau de pasiuni precum grădinăritul, nu sunt motive să apară multe probleme.

Problemele se ivesc în cazul grupurilor de interese care iau în discuție subiecte delicate sau extrem de disputate, cum ar fi politica, religia sau sexul. Atitudinile exprimate în cadrul acestor grupuri pot fi considerate ofensatoare de către anumiți oameni. Mai mult chiar, nu este obligatoriu ca mesajele să se limiteze la text. Fotografii color de înaltă rezoluție și chiar scurte clipuri video pot fi acum transmise cu ușurință prin rețelele de calculatoare. Unii oameni au o atitudine neutră („trăiește și lasă-mă să trăiesc"), dar alții consideră că trimiterea anumitor materiale (de exemplu, atacuri la anumite țări sau religii, pornografia etc.) este pur și simplu inacceptabilă și trebuie cenzurată. Diverse țări au diverse legi în acest domeniu, uneori chiar contradictorii. De aceea, discuțiile sunt în continuare aprinse.

Unii oameni au dat în judecată operatori de rețea, pretinzând că ei sunt responsabili pentru informația care circulă, exact ca în cazul ziarelor și revistelor. Răspunsul inevitabil este că rețeaua e ca o companie de telefoane sau ca un oficiu poștal și nu poate controla ceea ce discută utilizatorii săi. Mai mult chiar, dacă operatorii rețelei ar cenzura mesajele, atunci probabil că ei ar putea șterge orice fără a exista nici cea mai mică posibilitate de a-i da în judecată, încălcând astfel dreptul utilizatorilor la exprimare liberă. Nu este, probabil, hazardat să afirmăm că această dezbatere va continua mult timp.

O altă dispută animată are în atenție drepturile angajaților în raport cu drepturile patronilor. Multe persoane citesc și scriu poștă electronică la serviciu. Directorii unor firme au pretins că ar avea dreptul să citească și eventual să cenzureze mesajele angajaților, inclusiv mesajele trimise de la calculatoarele de acasă, după orele de program. Numai că nu toți angajații agreează această idee.

Dar chiar admițând că directorii au o astfel de putere asupra angajaților, există o relație similară și între universități și studenți? Dar între licee și elevi? În 1994 Universitatea Carnegie-Mellon a hotărât să blocheze mesajele care veneau de la grupuri de interese legate de sex pe motivul că materialele nu erau potrivite pentru minori (adică pentru cei câțiva studenți care nu aveau încă 18 ani). Disputa izvorâtă din această decizie va dura ani întregi.

Un alt subiect cheie este relația guvern-cetățean. FBI a instalat la mulți furnizori de servicii Internet un sistem care să supravegheze toate mesajele de poștă electronică care vin și pleacă în căutarea de amănunte din domeniile sale de interes (Blaze și Bellovin, 2000; Sobel, 2001 și Zacks, 2001). Sistemul a fost numit la început „Carnivore", dar din cauza publicității negative de care a avut parte a fost redenumit cu un nume care suna ceva mai inocent: DCS1000. Dar scopul lui a rămas același: de a spiona milioane de oameni în speranța că se vor găsi informații despre activități ilegale. Din păcate, al patrulea amendament al Constituției SUA interzice cercetările guvernamentale fără mandat de căutare. Dacă aceste 54 de cuvinte scrise în secolul al 18-lea au în continuare o oarecare valoare în secolul 21, tribunalele vor rămâne ocupate până în secolul 22.

Guvernul nu are monopol la amenințarea intimității cetățeanului. Sectorul privat își are și el partea lui. De exemplu, micile fișiere denumite **cookies** (**prăjiturele**) pe care programele de navigare le stochează pe calculatoarele utilizatorilor permit companiilor să urmărească activitățile utilizatorilor în cyberspace și, de asemenea, pot face ca numerele cărților de credit, numerele de asigurări sociale sau alte informații strict confidențiale să fie accesibile în Internet (Berghel, 2001).

Rețelele de calculatoare oferă posibilitatea de a trimite mesaje anonime. În anumite situații așa ceva este de dorit. De exemplu, reprezintă un mijloc pentru studenți, soldați, angajați, cetățeni de a trage un semnal de alarmă - fără teamă de represalii - în cazul comportamentului ilegal al profesorilor, ofițerilor, directorilor sau politicienilor. Pe de altă parte, în Statele Unite și în majoritatea demo-

crațiilor, legea asigură în mod explicit dreptul unei persoane acuzate de a-și chema acuzatorul în fața Curții. Acuzațiile anonime nu pot servi drept probă.

Pe scurt, rețelele de calculatoare, asemenea industriei tipografice cu 500 de ani în urmă, permit cetățenilor obișnuiți să-și lanseze opiniile prin mijloace diferite și către audiențe diferite față de cele de până acum. Această libertate nou descoperită aduce cu ea probleme nerezolvate de ordin social, politic și moral.

Odată cu binele vine și răul. Viața pare a fi construită astfel. Internetul oferă posibilitatea de a găsi repede informații, dar multe dintre ele sunt greșit informate, tendențioase sau chiar complet eronate. Sfatul medical pe care tocmai l-ați luat de pe Internet poate să vină de la un laureat al premiului Nobel sau de la un repetent din liceu. Rețelele de calculatoare au introdus de asemenea și noi tipuri de comportamente antisociale și infracționale. Transmiterea electronică a fleacurilor și gunoaielor (eng.: junk) a devenit parte din viață pentru că oamenii au colecționat milioane de adrese pe care le vând pe CD-ROM-uri așa-zișilor agenți de marketing. Mesajele care au un conținut activ (de obicei programe sau macrouri care se execută pe mașina receptorului) pot avea efecte distructive.

Furtul de identitate devine o problemă serioasă, pentru că hoții colectează destule informații despre o potențială victimă pentru a putea obține cărți de credit și alte documente în numele acesteia. În fine, posibilitatea de a transmite digital muzică și filme a deschis ușa pentru încălcarea masivă a drepturilor de autor care sunt greu de depistat și pedepsit.

Multe dintre aceste probleme puteau fi rezolvate dacă industria de calculatoare ar fi luat în serios securitatea calculatoarelor. Dacă toate mesajele erau criptate și autentificate, ar fi fost mai greu să se comită nedreptăți sau furturi. Această tehnologie este bine conturată și o vom studia în detaliu în cap. 8. Problema este că vânzătorii de hardware și aplicații software știu că introducerea unor atribute de securitate costă bani, iar cumpărătorii nu solicită astfel de atribute. Mai mult, un număr substanțial de probleme este determinat de aplicațiile care funcționează cu erori, ceea ce se întâmplă pentru că producătorii adaugă din ce în ce mai multe facilități programelor lor, ceea ce înseamnă inevitabil mai mult cod și de aceea mai multe erori. O taxă pentru noile facilități ar putea ajuta, dar ar face produsele greu de vândut în anumite segmente de piață. Plata unei despăgubiri pentru programele care funcționează eronat ar fi foarte cinstită, doar că ar duce la faliment întreaga industrie software chiar din primul an.

1.2 HARDWARE-UL REȚELEI

A venit acum timpul să ne îndreptăm atenția de la aplicațiile și problemele sociale ale interconectării (partea distractivă) la aspectele tehnice care intervin în proiectarea rețelelor (partea serioasă de lucru). Deși nu există o taxonomie general acceptată în care pot fi încadrate toate rețelele de calculatoare, sunt extrem de importante două criterii: tehnologia de transmisie și scara la care operează rețeaua. Vom examina pe rând fiecare din aceste aspecte.

În principal există două tipuri de tehnologii de transmisie care se folosesc pe scară largă. Acestea sunt:

1. Legături cu difuzare.
2. Legături punct-la-punct.

Rețelele cu difuzare au un singur canal de comunicații care este partajat de toate mașinile din rețea. Orice mașină poate trimite mesaje scurte, numite în anumite contexte **pachete**, care sunt primite de toate celelalte mașini. Un câmp de adresă din pachet specifică mașina căreia îi este adresat pachetul. La recepționarea unui pachet, o mașină controlează câmpul de adresă. Dacă pachetul îi este adresat, mașina îl prelucrează; dacă este trimis pentru o altă mașină, pachetul este ignorat.

Să considerăm, ca analogie, că cineva se află la capătul unui coridor cu multe încăperi și strigă „Watson, vino aici: Am nevoie de tine." Deși pachetul poate fi primit (auzit) de multă lume, numai Watson va răspunde. Ceilalți pur și simplu îl ignoră. Un alt exemplu ar fi un aeroport unde se anunță că toți pasagerii zborului 644 sunt rugați să se prezinte la poarta 12.

Sistemele cu difuzare permit în general și adresarea unui pachet către *toate* destinațiile, prin folosirea unui cod special în câmpul de adresă. Un pachet transmis cu acest cod este primit și prelucrat de toate mașinile din rețea. Acest mod de operare se numește **difuzare**. Unele sisteme cu difuzare suportă de asemenea transmisia la un subset de mașini, operație cunoscută sub numele de **trimitere multiplă**. Una din schemele posibile este să se rezerve un bit pentru a indica trimiterea multiplă. Restul de n - 1 biți de adresă pot forma un număr de grup. O mașină se poate „abona" la orice grup sau la toate grupurile. Un pachet trimis unui anumit grup va ajunge la toate mașinile abonate la grupul respectiv.

Prin contrast, **rețelele punct-la-punct** dispun de numeroase conexiuni între perechi de mașini individuale. Pentru a ajunge de la sursă la destinație pe o rețea de acest tip, un pachet s-ar putea să fie nevoit să treacă prin una sau mai multe mașini intermediare. Deseori sunt posibile trasee multiple, de diferite lungimi, și de aceea descoperirea drumurilor celor mai potrivite este foarte importantă. Ca o regulă generală (deși există numeroase excepții), rețelele mai mici, localizate geografic, tind să utilizeze difuzarea, în timp ce rețelele mai mari sunt de obicei punct-la-punct. Transmisiile punct la punct cu un sigur transmițător și un singur receptor sunt numite uneori și **unicasting**.

Distanța între procesoare	Procesoare localizate în acelaşi (aceeaşi)...	Exemplu
1 m	Metru pătrat	Rețea personală
10 m	Cameră	Rețea locală
100 m	Clădire	
1 km	Campus	
10 km	Oraş	Rețea metropolitană
100 km	Țară	Rețea larg răspândită geografic
1000 km	Continent	
10.000 km	Planetă	Internet-ul

Fig. 1-6. Clasificarea procesoarelor interconectate în funcție de dimensiune.

Un criteriu alternativ pentru clasificarea rețelelor este mărimea lor. În fig. 1-6 este prezentată o clasificare a sistemelor cu procesoare multiple după mărimea lor fizică. Prima categorie o reprezintă rețelele personale (personal area networks), rețele gândite pentru o singură persoană. De exemplu,

o rețea fără fir care conectează calculatorul cu perifericele sale (tastatură, imprimantă, mouse) este o rețea personală. De asemenea, un PDA care controlează aparatul auditiv al utilizatorului sau regulatorul lui de ritm cardiac se încadrează în aceeași categorie. Mai departe de aceste rețele personale sunt rețele cu domenii mai mari. Acestea pot fi împărțite în rețele locale, rețele metropolitane și rețele larg răspândite geografic. În sfârșit, prin conectarea a două sau mai multe rețele rezultă o inter-rețea. Internet-ul este un exemplu bine cunoscut de inter-rețea. Distanța este un criteriu de clasificare important, pentru că, la scări diferite, sunt folosite tehnici diferite. În această carte ne vom ocupa de rețele din toate aceste categorii. Prezentăm mai jos o scurtă introduce în subiectul echipamentelor de rețea.

1.2.1 Rețele locale

Rețelele locale (Local Area Networks), denumite în general LAN-uri, sunt rețele private localizate într-o singură clădire sau într-un campus de cel mult câțiva kilometri. Ele sunt frecvent utilizate pentru a conecta calculatoarele personale și stațiile de lucru din birourile companiilor și fabricilor, în scopul de a partaja resurse (imprimante, de exemplu) și de a schimba informații. LAN-urile se disting de alte tipuri de rețele prin trei caracteristici: (1) mărime, (2) tehnologie de transmisie și (3) topologie.

LAN-urile au dimensiuni restrânse, ceea ce înseamnă că timpul de transmisie în cazul cel mai defavorabil este limitat și cunoscut dinainte. Cunoscând această limită, este posibil să utilizăm anumite tehnici de proiectare care altfel nu ar fi fost posibile. Totodată, se simplifică administrarea rețelei.

LAN-urile utilizează frecvent o tehnologie de transmisie care constă dintr-un singur cablu la care sunt atașate toate mașinile, așa cum erau odată cablurile telefonice comune în zonele rurale. LAN-urile tradiționale funcționează la viteze cuprinse între 10 și 100 Mbps, au întârzieri mici (microsecunde sau nanosecunde) și produc erori foarte puține. LAN-urile mai noi pot opera la viteze mai mari, până la 10 Gbps. În această carte vom păstra tradiția și vom măsura vitezele de transmisie pe linii în megabiți/sec (1 Mbps reprezintă 1.000.000 biți), și gigabiți/sec (1 Gbps reprezintă 1.000.000.000 biți).

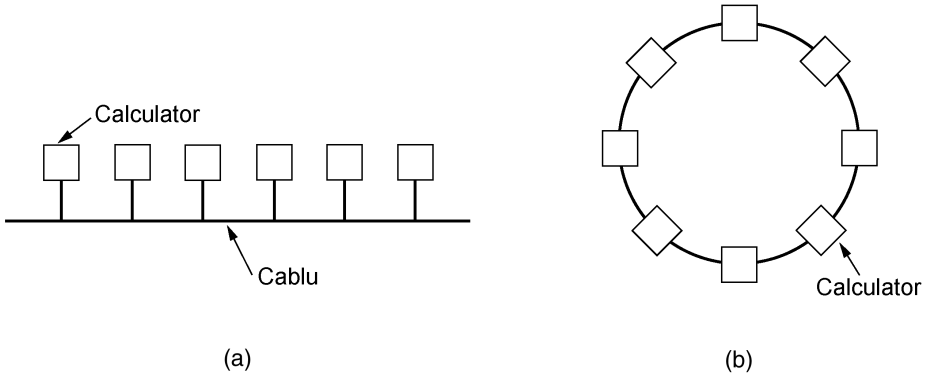


Fig. 1-7. Două rețele cu difuzare. (a) Magistrală. (b) Inel.

Pentru LAN-urile cu difuzare sunt posibile diverse topologii. Fig. 1-7 prezintă două dintre ele. Într-o rețea cu magistrală (cu cablu liniar), în fiecare moment cel mult una dintre mașini este master și are dreptul să transmită. Restul mașinilor nu pot transmite. Când două sau mai multe mașini vor

să transmită simultan, este necesar un mecanism de arbitrare. Mecanismul de arbitrare poate fi centralizat sau distribuit. De exemplu, IEEE 802.3, popular numită **Ethernet**^{TM}, este o rețea cu difuzare bazată pe magistrală cu control descentralizat, lucrând la viteze între 10 Mbps și 10 Gbps. Calculatoarele dintr-un Ethernet pot transmite oricând doresc; dacă două sau mai multe pachete se ciocnesc, fiecare calculator așteaptă o perioadă de timp aleatorie și apoi încearcă din nou.

Un al doilea tip de rețea cu difuzare este rețeaua în inel. Într-un inel fiecare bit se propagă independent de ceilalți, fără să aștepte restul pachetului căruia îi aparține. În mod tipic, fiecare bit navighează pe circumferința întregului inel într-un interval de timp în care se transmit doar câțiva biți, de multe ori înainte chiar ca întregul pachet să fi fost transmis. Ca în orice alt sistem cu difuzare, este nevoie de o regulă pentru a arbitra accesele simultane la inel. Pentru aceasta se utilizează diferite metode, care vor fi discutate în carte mai târziu. IEEE 802.5 (inelul cu jeton de la IBM) este un LAN popular de tip inel, care operează la 4 și la 16 Mbps. Un alt exemplu de rețea de tip inel este **FDDI** (**Fiber Distributed Data Interface**, rom: Interfață de date distribuite pe fibră optică).

Rețelele cu difuzare pot fi în continuare împărțite în statice și dinamice, în funcție de modul de alocare al canalului. O metodă tipică de alocare statică ar fi să divizăm timpul în intervale discrete și să rulăm un algoritm round-robin, lăsând fiecare mașină să emită numai atunci când îi vine rândul. Alocarea statică irosește capacitatea canalului atunci când o mașină nu are nimic de transmis în cuanta de timp care i-a fost alocată, astfel că majoritatea sistemelor încearcă să aloce canalul dinamic (la cerere).

Metodele de alocare dinamică pentru un canal comun sunt fie centralizate, fie descentralizate. În cazul metodei centralizate de alocare a canalului există o singură entitate, de pildă o unitate de arbitrare a magistralei, care determină cine urmează la rând. Poate face acest lucru acceptând cereri și luând o decizie conform unui algoritm intern. În cazul metodei descentralizate de alocare a canalului nu există o entitate centrală; fiecare mașină trebuie să hotărască pentru ea însăși dacă să transmită sau nu. S-ar putea crede că în acest fel se ajunge totdeauna la haos, dar lucrurile nu stau așa. Vom studia mai târziu numeroși algoritmi proiectați să refacă ordinea dintr-un potențial haos.

1.2.2 Rețele metropolitane

O **rețea metropolitană** (**Metropolitan Area Network**), sau **MAN** (plural: MAN-uri) deservește un oraș. Cel mai bun exemplu de MAN este rețeaua de televiziune prin cablu disponibilă în cele mai multe orașe. Acest sistem s-a dezvoltat de la primele antene colective folosite în zone în care semnalul recepționat prin aer era foarte slab. În aceste sisteme timpurii, o antenă foarte mare era amplasată pe vârful celui mai apropiat deal și semnalul captat era retransmis către casele abonaților.

La început, acestea erau sisteme proiectate local, ad-hoc. Apoi companiile au început să se implice în această afacere, obținând contracte de la municipalitățile orașelor pentru a cabla chiar și întreg orașul. Următorul pas a fost programarea televiziunii și chiar canale de televiziune produse numai pentru furnizarea prin cablu. De cele mai multe ori aceste canale sunt foarte specializate, pe domenii precum știrile, sporturile, gastronomia, grădinăritul, și altele. Dar încă de la începuturi și până în ultima perioadă a anilor 1990, aceste rețele erau exclusiv dedicate recepției de televiziune.

Din momentul în care Internet-ul a început să atragă audiența de masă, operatorii de rețele de cablu TV au realizat că, dacă vor face anumite schimbări în sistem, ar putea să ofere servicii bidirecționale în Internet în părțile nefolosite ale spectrului. La acel moment, sistemul de cablu TV a început să se transforme dintr-o soluție de a distribui semnalul TV în oraș într-o rețea metropolitană. La o primă aproximare, o MAN poate să arate oarecum similar cu sistemul prezentat în fig. 1-8.

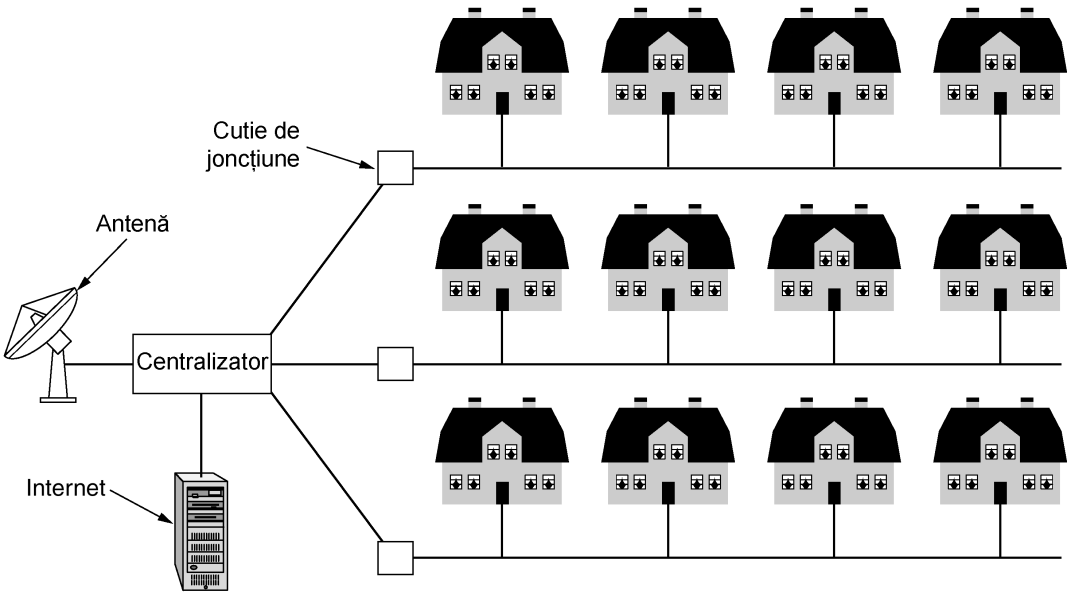


Fig. 1-8. O rețea metropolitană care se bazează pe cablu TV.

În această figură se văd atât semnalele de televiziune cât și Internet-ul trimise într-un centralizator (head end) pentru a fi apoi redistribuite în casele oamenilor. Vom reveni la acest subiect în detaliu în cap. 2.

Televiziunea prin cablu nu este singurul MAN. Ultimele dezvoltări în domeniul accesului la Internet fără fir, a dus la dezvoltarea unei noi rețele metropolitane care a fost standardizată cu numele de IEEE 802.16. Vom studia acest domeniu în cap. 2.

1.2.3 Rețele larg răspândite geografic

O **rețea larg răspândită geografic** (**Wide Area Network**), sau WAN, acoperă o arie geografică întinsă - deseori o țară sau un continent întreg. Rețeaua conține o colecție de mașini utilizate pentru a executa programele utilizatorilor (adică aplicații). În concordanță cu termenul uzual, vom numi aceste mașini **gazde**. Gazdele sunt conectate printr-o **subrețea de comunicație** sau, pe scurt, **subrețea**. Gazdele aparțin clienților (de exemplu calculatoarele personale ale oamenilor), deși subrețeaua de comunicație aparține și este exploatată, de cele mai multe ori, de o companie de telefonie sau de un furnizor de servicii Internet (ISP). Sarcina subrețelei este să transporte mesajele de la gazdă la gazdă, exact așa cum sistemul telefonic transmite cuvintele de la vorbitor la ascultător. Prin separarea aspectelor de pură comunicație ale rețelei (subrețelei) de aspectele referitoare la aplicații (gazde), proiectarea întregii rețele se simplifică mult.

În majoritatea rețelelor larg răspândite geografic, subrețeaua este formată din două componente distincte: liniile de transmisie și elementele de comutare. **Liniile de transmisie** transportă biții între mașini. Ele pot fi alcătuite din fire de cupru, fibră optică sau chiar legături radio. **Elementele de comutare** sunt calculatoare specializate, folosite pentru a conecta două sau mai multe linii de transmisie. Când sosesc date pe o anumită linie, elementul de comutare trebuie să aleagă o nouă linie pentru a retransmite datele mai departe. Din păcate, nu există nici o terminologie standard pentru de-

numirea acestor calculatoare. Aceste elemente de comutare au primit diverse nume în trecut; numele de **ruter** (**router**[1]) este acum cel mai folosit.

În acest model, prezentat în fig. 1-9, fiecare gazdă este de cele mai multe ori conectată la un LAN în care există un ruter, deși în anumite cazuri o gazdă poate fi legată direct cu un ruter. Colecția de linii de comunicație și de rutere (dar nu și gazdele) formează subrețeaua.

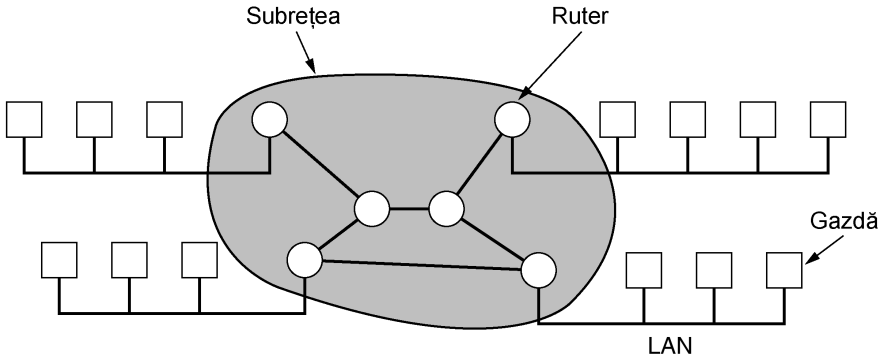


Fig. 1-9. Relația dintre gazde și subrețea.

Merită să facem un scurt comentariu în jurul termenului de „subrețea". Inițial, singura sa accepțiune se referea la colecția ruterelor și liniilor de comunicație care mutau pachetele de la gazda sursă la gazda destinație. Totuși, câțiva ani mai târziu, cuvântul a mai căpătat un al doilea înțeles, în conjuncție cu adresarea rețelelor (pe care o vom discuta în Cap. 5). Din nefericire, nu există o alternativă larg acceptată pentru înțelesul său inițial, drept care noi vom folosi acest termen, cu unele rezerve, în ambele sensuri. Din context, va fi totdeauna clar care din ele este subînțeles.

În cazul celor mai multe WAN-uri, rețeaua conține numeroase linii de transmisie, fiecare din ele legând o pereche de rutere. Dacă două rutere nu împart un același cablu, dar doresc să comunice, atunci ele trebuie să facă acest lucru indirect, prin intermediul altor rutere. Când un pachet este transmis de la un ruter la altul prin intermediul unuia sau mai multor rutere, pachetul este primit în întregime de fiecare ruter intermediar, este reținut acolo până când linia de ieșire cerută devine liberă și apoi este retransmis. O subrețea care funcționează pe acest principiu se numește subrețea **memorează-și-retransmite** sau subrețea **cu comutare de pachete**. Aproape toate rețelele larg răspândite geografic (excepție făcând cele care utilizează sateliți) au subrețele memorează-și-retransmite. Când pachetele sunt mici și au aceeași mărime, ele sunt adesea numite **celule**.

Principiul de funcționare a unui WAN cu comutare de pachete este atât de important încât merită să mai adăugăm câteva cuvinte despre el. În general, atunci când un proces al unei gazde are un mesaj de transmis către un proces de pe o altă gazdă, gazda care transmite va sparge mesajul în pachete, fiecare dintre ele reținându-și numărul de ordine din secvență. Aceste pachete sunt apoi transmise în rețea unul câte unul într-o succesiune rapidă. Pachetele sunt transportate individual prin rețea și depozitate la gazda receptoare, unde sunt reasamblate în mesajul inițial și furnizate pro-

[1] Din păcate, unii îl pronunță ca englezescul „rooter" și alții preferă să îl asocieze ca pronunție cu „doubter". Determinarea pronunției corecte în limba engleză va fi lăsată ca exercițiu cititorului. (răspunsul pe care îl veți afla poate depinde de zona în care întrebați).

cesului receptor. Un flux de pachete rezultat din descompunerea unui mesaj inițial oarecare este prezentat în fig. 1-10.

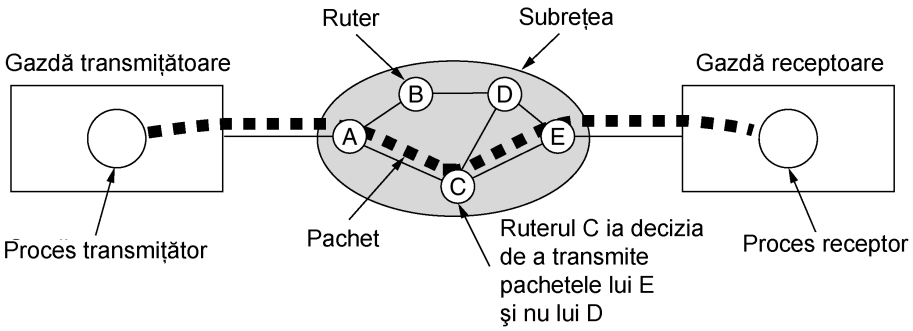


Fig. 1-10. Un flux de pachete de la transmițător la receptor.

În această figură, toate pachetele parcurg ruta A-C-E, în loc de A-B-D-E sau A-C-D-E. În unele rețele, toate pachetele aparținând unui mesaj dat trebuie să urmeze aceeași rută; în altele, fiecare pachet este dirijat separat. Desigur, dacă A-C-E este cea mai bună rută, toate pachetele pot fi transmise pe acolo, chiar dacă fiecare dintre ele este dirijat individual.

Deciziile de dirijare se iau la nivelul local al ruterului. Când un pachet ajunge la ruterul A, este de datoria lui A să decidă dacă acest pachet trebuie trimis pe linia către B sau pe linia către C. Modul în care ruterul A ia această decizie este denumit **algoritm de rutare**. Există mulți astfel de algoritmi. Pe unii dintre ei îi vom studia în detaliu în cap. 5.

Nu toate WAN-urile sunt cu comutare de pachete. O a doua posibilitate pentru un WAN este un sistem de sateliți. Fiecare ruter are o antenă prin care poate trimite și poate primi. Toate ruterele pot asculta ieșirea *de la* satelit, iar în anumite cazuri pot să asculte chiar și transmisia celorlalte rutere *către* satelit. Uneori, ruterele sunt conectate la o rețea punct-la-punct și numai unele dintre ele pot avea antene de satelit. Rețelele satelit sunt în mod implicit rețele cu difuzare și sunt foarte utile când proprietatea de difuzare este importantă.

1.2.4 Rețele fără fir

Comunicațiile digitale fără fir nu reprezintă o idee nouă. Încă din 1901, fizicianul italian Guglielmo Marconi a realizat legătura între un vapor și un punct de pe coastă folosind telegraful fără fir și codul Morse (punctele și liniile sunt, în definitiv, binare). Sistemele radio moderne au performanțe mai bune, dar ideea fundamentală a rămas aceeași.

La o primă aproximare, rețelele fără fir pot fi împărțite în 3 mari categorii:

1. Interconectarea componentelor unui sistem
2. LAN-uri fără fir
3. WAN-uri fără fir

Interconectarea componentelor se referă numai la interconectarea componentelor unui calculator folosind unde radio cu rază mică de acțiune. Aproape orice calculator are un monitor, o tastatură, un mouse și o imprimantă legate la unitatea centrală prin cabluri. Mulți dintre noii utilizatori au probleme cu conectarea tuturor cablurilor exact în mufele micuțe în care trebuie (chiar dacă acestea

sunt de cele mai multe ori codificate pe culori), așa că producătorii de calculatoare oferă opțiunea de a trimite un tehnician pentru instalare. În consecință, câteva companii s-au adunat pentru a proiecta o rețea fără fir cu rază mică de acțiune denumită Bluetooth pentru a conecta toate aceste componente fără cabluri. De asemenea, Bluetooth permite camerelor digitale, căștilor, scanerelor și altor dispozitive să se conecteze la calculator prin simpla poziționare în zona acoperită de rețea. Fără cabluri, fără instalarea de drivere, doar poziționare, pornire și ... merge. Pentru mulți oameni această ușurință în utilizare este un mare avantaj.

În cea mai simplă formă, rețelele de interconectare în sistem folosesc paradigma stăpân-sclav (master-slave) din fig. 1-11(a). Unitatea centrală a sistemului este în mod normal stăpânul, care discută cu perifericele ca sclavi. Stăpânul le comunică sclavilor ce adrese să folosească, când pot să difuzeze mesaje, cât timp pot să transmită, ce frecvențe pot să folosească, și așa mai departe. Vom discuta despre Bluetooth în detaliu în cap. 4.

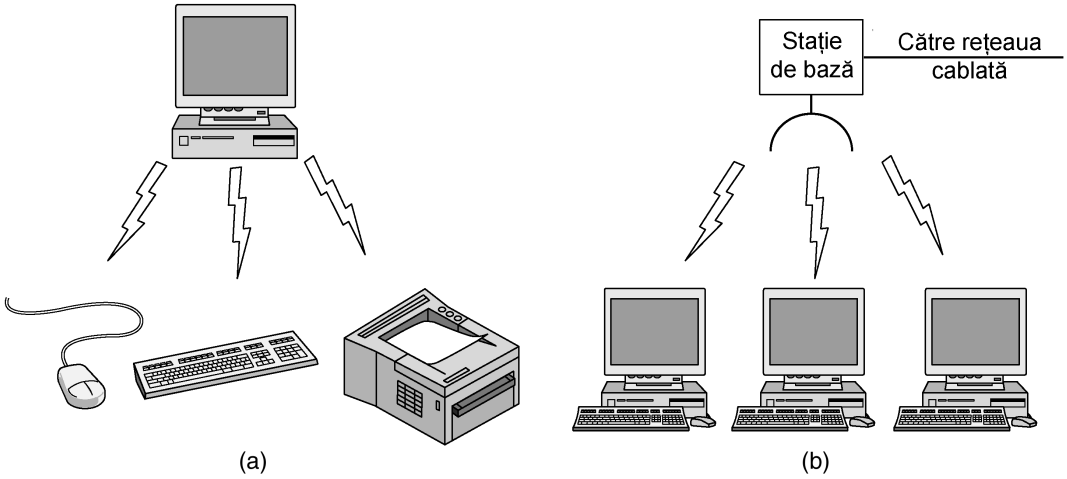


Fig. 1-11. (a) Configurație Bluetooth. (b) Rețea locală fără fir.

Următoarea treaptă în rețelele fără fir o reprezintă rețelele locale fără fir. Acestea sunt sisteme în care fiecare calculator are un modem radio și o antenă cu care poate comunica cu alte calculatoare. De multe ori există o antenă în tavan cu care mașinile vorbesc, așa cum se poate vedea în fig. 1-11(b). Oricum, dacă sistemele sunt destul de apropiate, ele pot comunica direct unul cu altul într-o configurație punct-la-punct. Rețelele locale fără fir devin din ce în ce mai utilizate în birouri mai mici și acasă, unde instalarea unei rețele Ethernet este considerată prea complicată, precum și în clădiri de birouri mai vechi, în cantinele companiilor, în camerele de conferințe, și în alte asemenea locuri. Există un standard pentru rețele locale fără fir, numit **IEEE 802.11,** pe care îl implementează majoritatea sistemelor și care devine din ce în ce mai răspândit. Îl vom discuta în cap. 4.

Cea de-a treia categorie de rețele fără fir este folosită în sistemele răspândite pe arii geografice largi (Wide Area Networks). Rețeaua radio utilizată de telefonia mobilă este un exemplu de sistem fără fir cu lărgime de bandă redusă. Acest sistem este deja la generația a treia. Prima generație era analogică și numai pentru voce. A doua generație era digitală, dar numai pentru voce. Cea de-a treia generație este digitală și este utilizată atât pentru voce cât și pentru date. Într-un anume sens, rețelele celulare fără fir sunt foarte asemănătoare cu rețelele locale fără fir, cu excepția faptului că distan-

țele implicate sunt mult mai mari, iar ratele de transfer sunt mult mai mici. Rețelele locale fără fir pot opera la rate de până la 50 Mbps pe distanțe de zeci de metri. Sistemele celulare pot opera sub 1 Mbps, dar distanțele dintre stația de bază și calculator sau telefon este măsurată mai degrabă în kilometri decât în metri. Vom avea multe de spus despre aceste rețele în cap. 2.

În plus față de aceste rețele de viteză redusă, sunt dezvoltate și WAN-uri cu lărgime de bandă mare. Important este în primul rând accesul la Internet de acasă sau din cadrul companiei prin conexiune rapidă fără fir, eliminând necesitatea folosirii sistemului de telefonie. Acest serviciu este de multe ori denumit serviciu local de distribuire multipunct. Îl vom studia mai târziu în carte. A fost dezvoltat și un standard al său, numit IEEE 802.16. Îl vom examina în cap. 4.

Aproape toate rețelele ajung mai devreme sau mai târziu să fie parte dintr-o rețea cablată pentru a oferi acces la fișiere, baze de date sau Internet. Sunt multe variante prin care aceste conexiuni pot fi realizate, în funcție de circumstanțe. De exemplu, în fig. 1-12(a) este prezentat un avion în care un număr de persoane folosesc modemuri și telefoane încorporate în spătarul scaunului (eng.: seatback telephone) pentru a suna la birou. Fiecare apel este independent de toate celelalte. O opțiune mult mai eficientă este LAN-ul zburător (flying LAN) din fig. 1-12(b). Aici, fiecare scaun este echipat cu un conector Ethernet în care pasagerii pot să își conecteze calculatoarele. Un singur ruter al avionului menține o legătură radio cu un ruter de la sol, schimbând acest ruter pe măsură ce își parcurge traseul. Această configurație este o rețea locală tradițională, doar că pentru a se conecta cu restul lumii folosește o legătură radio în loc de o linie cablată.

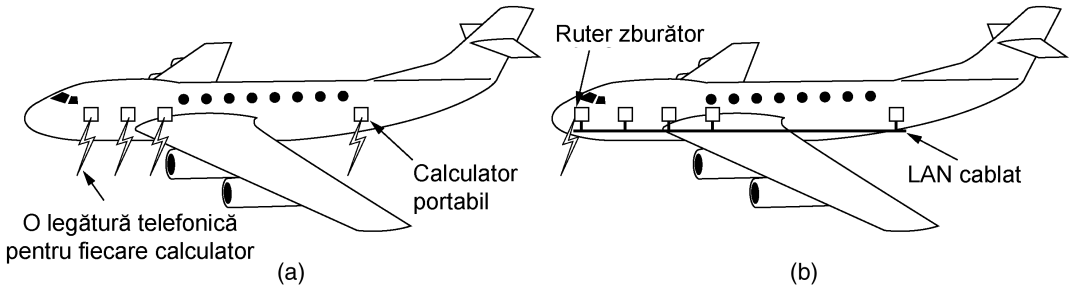


Fig. 1-12. (a) Calculatoare mobile individuale. (b) Un LAN zburător.

Multă lume crede că tehnologiile fără fir reprezintă valul viitorului (de ex. Bi et al., 2001; Leeper, 2001; Varshez și Vetter, 2000), dar există cel puțin o părere contrară cunoscută. Bob Metcalfe, inventatorul Ethernet-ului, a scris următoarele: „Calculatoarele mobile fără fir sunt ca băile mobile fără țevi - niște olițe de noapte portabile. Ele vor fi ceva comun în vehicule, pe șantiere și la concerte rock. Sfatul meu este să vă racordați cabluri în casă și să rămâneți acolo” (Metcalfe, 1995). Istoria ar putea să rețină această afirmație în aceeași categorie cu a lui T.J. Watson, președintele IBM, care explica în 1945 de ce IBM nu se intră în afacerea calculatoarelor: „Patru sau cinci calculatoare ar trebui să fie suficiente pentru întreaga lume până în anul 2000”.

1.2.5 Rețelele casnice (Home networks)

Rețelele în mediul casnic sunt la orizont. Ideea fundamentală este că în viitor, cele mai multe locuințe vor fi pregătite pentru instalarea de rețele. Fiecare dispozitiv din casă va fi capabil să comunice cu orice alt dispozitiv și toate vor fi accesibile prin Internet. Acesta este unul dintre acele concepte

revoluționare pe care nu l-a cerut nimeni (cum sunt telecomenzile TV sau telefoanele mobile), dar de îndată ce au fost implementate nimeni nu și-a mai putut închipui cum au trăit fără ele.

Multe dispozitive sunt capabile să fie legate în rețea. Unele dintre categoriile cele mai simple, însoțite de exemple sunt cele care urmează:

1. Calculatoarele (PC-uri staționare, PC-uri portabile, PDA-uri, periferice partajate)
2. Dispozitivele de divertisment (TV, DVD, VCR, camera video, combina muzicală)
3. Dispozitive pentru telecomunicații (telefonul, telefonul mobil, fax-ul, sistemul de comunicare interioară)
4. Aparatura casnică (cuptorul cu microunde, frigiderul, ceasul, cuptorul, aparatul de aer condiționat, luminile)
5. Contoarele și alarmele (contoarele pentru utilități, alarmele de fum sau hoți, termostatele, sistemele de supraveghere a copilului)

Rețelele casnice sunt deja implementate într-o oarecare măsură. Multe case au deja un dispozitiv pentru conectarea mai multor calculatoare la Internet printr-o conexiune rapidă. Divertismentul prin rețea nu este chiar la îndemână, dar pentru că din ce în ce mai multă muzică și mai multe filme sunt disponibile pentru descărcare din Internet, va exista o cerere de conectare a combinelor muzicale și a televizoarelor în rețea. De asemenea, oamenii vor dori să împartă propriile clipuri video cu prietenii și familia, astfel că această conexiune va trebui să fie bidirecțională. Angrenajul telecomunicațiilor este deja conectat la lumea exterioară, dar în curând aceste vor fi digitale și transmise prin Internet. În medie, o casă are cam o duzină de ceasuri (de exemplu, cele de la aparatele electrocasnice), care toate trebuie potrivite cel puțin de doua ori pe an, când se trece la ora de vară și apoi la ora de iarnă. Dacă toate aceste ceasuri ar fi conectate la Internet, această potrivire s-ar face automat. În fine, monitorizarea de la distanță a casei și a interiorului său este un posibil domeniu de succes. Probabil că mulți dintre părinți ar fi gata să cheltuiască niște bani pentru a-și supraveghea copiii adormiți, prin intermediul PDA-urilor, în timp ce iau masa în oraș, chiar și dacă au angajat un adolescent pentru a avea grijă de ei. În timp ce unii își pot imagina o rețea separată pentru fiecare zonă de aplicații, integrarea tuturor într-o singură rețea mai mare este probabil o idee mult mai bună.

Rețelele casnice au câteva proprietăți fundamental diferite de alte tipuri de rețele. Mai întâi, atât rețeaua cât și dispozitivele trebuie să fie ușor de instalat. Autorul a instalat multe componente hardware și software pe diverse calculatoare de-a lungul anilor, cu diverse rezultate. O serie de telefoane la biroul de suport tehnic al producătorului au rezultat în răspunsuri de tipul (1) Citiți manualul, (2) Reporniți calculatorul, (3) Scoateți toate componentele hardware și software cu excepția celor furnizate de noi și încercați din nou, (4) Descărcați cea mai nouă versiune a programului de configurare de pe situl nostru Web și dacă toate acestea eșuează, (5) Reformatați discul și apoi reinstalați Windows de pe CD-ROM. A spune unui cumpărător de frigider care poate fi conectat la Internet să descarce și să instaleze o nouă versiune a sistemului de operare pentru frigiderul său nu este de natură să facă prea mulți clienți fericiți. Utilizatorii de calculatoare sunt obișnuiți cu instalarea de produse care nu merg din prima; cumpărătorii de mașini, televizoare sau frigidere sunt mai puțin toleranți. Ei se așteaptă ca produsele să răspundă corect la 100% din comenzi.

În al doilea rând, rețelele și dispozitivele trebuie să fie protejate împotriva utilizării neglijente. Primele aparate de aer condiționat aveau un buton cu patru poziții: OPRIT, SCĂZUT, MEDIU, RAPID. Acum au manuale de 30 de pagini. De îndată ce vor fi conectate în rețea, așteptați-vă ca numai capitolul de securizare să aibă 30 de pagini. Ceea ce va depăși capacitatea de înțelegere a majorității utilizatorilor.

În al treilea rând, prețul scăzut este esențial pentru succes. Cumpărătorii nu vor plăti 50 de dolari în plus pentru un termostat numai pentru că unii oameni consideră important să-și supravegheze de la birou temperatura din casă. Pentru numai 5 dolari în plus, s-ar putea să se vândă.

În al patrulea rând, programul principal este foarte probabil să implice facilități multimedia, așa că rețeaua are nevoie de capacitate suficientă. Nu există piață pentru televizoare conectate la Internet care să prezinte filme de groază în rezoluție de 320 × 240 pixeli și la 10 cadre/s. Ethernet-ul rapid (fast Ethernet), mediul de lucru în majoritatea birourilor, nu este destul de bun pentru facilitățile multimedia. În consecință, rețelele casnice vor avea nevoie de performanțe mai bune decât cele are rețelelor care există acum în companii și de prețuri mai mici pentru a deveni articole care se vând în masă.

În cel de-al cincilea rând, trebuie să fie posibil să se pornească cu unul sau două dispozitive și extinderea să se poată face gradat. Aceasta înseamnă fără schimbări revoluționare. A spune consumatorilor să își cumpere periferice cu interfețe IEEE 1394 (FireWire) și apoi, după câțiva ani, să retractezi spunând că USB 2.0 este interfața lunii va face consumatorii să devină capricioși. Interfața de rețea va trebui să rămână stabilă pentru mulți ani; cablajul (dacă există) va trebui să rămână același pentru decade întregi.

În cel de-al șaselea rând, securitatea și siguranța vor fi foarte importante. Pierderea câtorva fișiere datorită unui virus de poștă electronică e una, dar dacă un hoț îți dezarmează sistemul de securitate al locuinței de la PDA-ul său și apoi intră în casă este cu totul altă situație.

O întrebare interesantă este dacă rețelele casnice trebuie să fie cablate sau fără fir. Majoritatea locuințelor au deja șase rețele instalate: electrică, telefonică, televiziune prin cablu, apă, gaz și canalizare. Adăugarea unei a șaptea rețele în timpul construcției nu este dificilă, dar reamenajarea caselor deja construite este costisitoare. Costul este un motiv de a alege rețelele fără fir, dar securitatea este un motiv pentru cele cablate. Problema cu rețelele fără fir este aceea că undele radio pe care le folosesc trec foarte ușor prin garduri. Nimeni nu este foarte bucuros dacă vecinii îi pot intercepta conexiunea la Internet și îi pot citi mesajele de poștă electronică în timp ce acestea sunt trimise la imprimantă. În cap. 8 vom vedea cum se poate folosi criptarea pentru a oferi securitate, dar în contextul unei rețele casnice, securitatea trebuie să fie și ea protejată împotriva utilizării neglijente, chiar și în cazul utilizatorilor fără experiență. Aceasta este mai ușor de spus decât de făcut, chiar și pentru utilizatori foarte pricepuți. Pe scurt, rețelele casnice oferă multe facilități și provocări. Multe dintre ele sunt legate de necesitatea de a fi ușor de administrat, sigure și securizate, mai ales în mâinile utilizatorilor care nu sunt implicați în domeniul tehnic, concomitent cu necesitatea de a obține performanțe ridicate la prețuri scăzute.

1.2.6 Inter-rețelele

În lume există multe rețele, cu echipamente și programe diverse. Persoanele conectate la o anumită rețea doresc adesea să comunice cu persoane racordate la alta. Această cerință impune conectarea unor rețele diferite, de multe ori incompatibile, ceea ce uneori se realizează utilizând mașini numite **porți** (**gateways**). Acestea realizează conectarea și asigură conversiile necesare, atât în termeni de hardware cât și de software. O colecție de rețele interconectate este numită **inter-rețea** sau **internet**. Acești termeni vor fi folosiți în sens generic, spre deosebire de Internet-ul mondial (care este un internet special), al cărui nume va fi scris mereu cu majusculă.

O formă comună de inter-rețea este o colecție de LAN-uri conectate printr-un WAN. De fapt, dacă am înlocui eticheta „subrețea” din fig. 1-9 prin „WAN”, în figură nu ar mai trebui schimbat nimic altceva. În acest caz, singura diferență tehnică reală între o subrețea și un WAN se referă la

prezența gazdelor. Dacă sistemul din interiorul zonei gri conține numai rutere, atunci este o subrețea. Dacă el conține atât rutere, cât și gazde cu utilizatori proprii, atunci este un WAN. Diferențele reale sunt legate de proprietate și utilizare.

Deseori se produc confuzii între subrețele, rețele și inter-rețele. Termenul de subrețea este mai potrivit în contextul unei rețele larg răspândite geografic, unde se referă la colecția de rutere și linii de comunicație aflate în proprietatea operatorului de rețea. Ca o analogie, sistemul telefonic constă din centrale telefonice de comutare, care sunt conectate între ele prin linii de mare viteză și sunt legate la locuințe și birouri prin linii de viteză scăzută. Aceste linii și echipamente, deținute și întreținute de către compania telefonică, formează subrețeaua sistemului telefonic. Telefoanele propriuzise (care corespund în această analogie gazdelor) nu sunt o parte a subrețelei. Combinația dintre o subrețea și gazdele sale formează o rețea. În cazul unui LAN, rețeaua este formată din cablu și gazde. Aici nu există cu adevărat o subrețea.

O inter-rețea se formează atunci când se leagă între ele rețele diferite. Din punctul nostru de vedere, legarea unui LAN și a unui WAN sau legarea a două LAN-uri formează o inter-rețea, dar nu există un consens asupra terminologiei din acest domeniu. O regulă simplă este aceea că dacă diferite companii sunt plătite să construiască diverse părți ale unei rețele și fiecare trebuie să își întrețină propria parte, avem o inter-rețea mai degrabă decât o singură rețea. De asemenea, dacă tehnologiile diferă în diverse zone ale rețelei (de exemplu: difuzare și punct-la-punct), probabil că discutăm nu despre una ci despre două rețele.

1.3 PROGRAMELE DE REȚEA

În proiectarea primelor rețele de calculatoare, s-a acordat atenție în primul rând echipamentelor, iar programele au fost gândite ulterior. Această strategie nu mai este valabilă. Programele de rețea sunt acum foarte structurate. În secțiunile următoare vom examina unele detalii ale tehnicii de structurare a programelor. Metoda descrisă aici formează punctul de sprijin al întregii cărți și ea va apărea mai departe în repetate rânduri.

1.3.1 Ierarhiile de protocoale

Pentru a reduce din complexitatea proiectării, majoritatea rețelelor sunt organizate sub forma unei serii de **straturi** sau **niveluri**, fiecare din ele construit peste cel de dedesubt. Numărul de niveluri, numele fiecărui nivel, conținutul și funcția sa variază de la rețea la rețea. Oricum, în toate rețelele, scopul fiecărui nivel este să ofere anumite servicii nivelurilor superioare, protejându-le totodată de detaliile privitoare la implementarea efectivă a serviciilor oferite. Într-un anumit sens, fiecare nivel este un fel de mașină virtuală, oferind anumite servicii nivelului de deasupra lui.

Nivelul *n* de pe o mașină conversează cu nivelul *n* de pe altă mașină. Regulile și convențiile utilizate în conversație sunt cunoscute sub numele de **protocolul** nivelului *n.* În principal, un protocol reprezintă o înțelegere între părțile care comunică, asupra modului de realizare a comunicării. Ca o analogie, atunci când o femeie este prezentată unui bărbat, ea poate hotărî să-i întindă bărbatului mâna. La rândul său, bărbatul poate decide fie să-i strângă, fie să-i sărute mâna, decizie care depinde, să spunem, dacă femeia este o avocată americană care a venit la o întâlnire de afaceri sau este o

prințesă europeană prezentă la un bal. Încălcarea protocolului va face comunicarea mai dificilă, dacă nu chiar imposibilă.

În fig. 1-13 este ilustrată o rețea cu cinci niveluri. Entitățile din niveluri corespondente de pe mașini diferite se numesc **egale**. Entitățile egale pot fi procese, dispozitive hardware, sau chiar ființe umane. Cu alte cuvinte, entitățile egale sunt cele care comunică folosind protocolul.

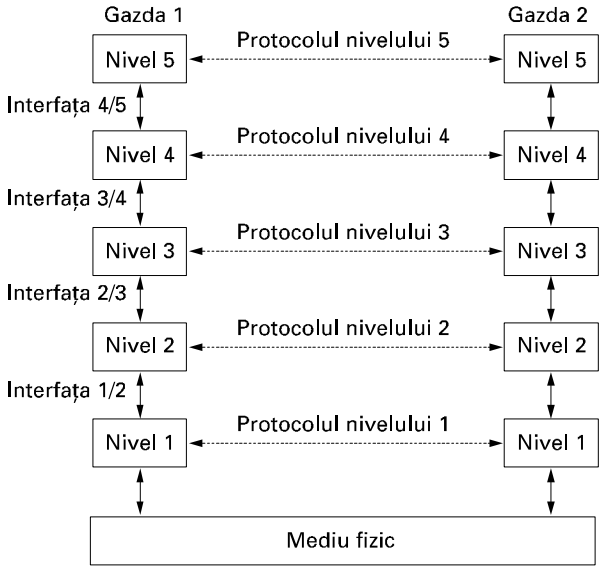


Fig. 1-13. Niveluri, protocoale și interfețe.

În realitate, nici un fel de date nu sunt transferate direct de pe nivelul *n* al unei mașini pe nivelul *n* al altei mașini. Fiecare nivel transferă datele și informațiile de control nivelului imediat inferior, până când se ajunge la nivelul cel mai de jos. Sub nivelul 1 se află **mediul fizic** prin care se produce comunicarea efectivă. În fig. 1-13, comunicarea virtuală este reprezentată prin linii punctate, iar comunicarea fizică prin linii continue. Între două niveluri adiacente există o **interfață**. Interfața definește ce operații și servicii primitive oferă nivelul de jos către nivelul de sus. Când proiectanții de rețea decid câte niveluri să includă într-o rețea și ce are de făcut fiecare din ele, unul din considerentele cele mai importante se referă la definirea de interfețe clare între niveluri.

Aceasta presupune ca, la rândul său, fiecare nivel să execute o colecție specifică de funcții clar definite. Pe lângă minimizarea volumului de informații care trebuie transferate între niveluri, interfețele clare permit totodată o mai simplă înlocuire a implementării unui nivel cu o implementare complet diferită (de exemplu, toate liniile telefonice se înlocuiesc prin canale de satelit). Așa ceva este posibil, pentru că tot ceea ce i se cere noii implementări este să furnizeze nivelului superior exact setul de servicii pe care îl oferea vechea implementare. De altfel, este un fapt obișnuit ca doua gazde să folosească implementări diferite.

O mulțime de niveluri și protocoale este numită **arhitectură de rețea**. Specificația unei arhitecturi trebuie să conțină destule informații pentru a permite unui proiectant să scrie programele sau să construiască echipamentele necesare fiecărui nivel, astfel încât nivelurile să îndeplinească corect protocoalele corespunzătoare. Nici detaliile de implementare și nici specificațiile interfețelor nu fac parte din arhitectură, deoarece acestea sunt ascunse în interiorul mașinilor și nu sunt vizibile din afară. Nu este necesar nici măcar ca interfețele de pe mașinile dintr-o rețea să fie aceleași - cu condi-

ția, însă, ca fiecare mașină să poată utiliza corect toate protocoalele. O listă de protocoale utilizate de către un anumit sistem, câte un protocol pentru fiecare nivel, se numește **stivă de protocoale.** Arhitecturile de rețea, stivele de protocoale și protocoalele propriu-zise constituie principalele subiecte ale acestei cărți.

O analogie poate ajuta la explicarea ideii de comunicare multinivel. Imaginați-vă doi filosofi (procesele egale de la nivelul 3), unul din ei vorbind limbile urdu și engleză, iar celălalt vorbind chineza și franceza. Deoarece filosofii nu cunosc o limbă comună, fiecare din ei angajează câte un translator (procesele egale de la nivelul 2), iar fiecare translator contactează la rândul său o secretară (procesele egale de la nivelul 1). Filosoful 1 dorește să comunice partenerului afecțiunea sa pentru *oryctolagus cuniculus*. Pentru aceasta, el trimite un mesaj (în engleză) prin interfața 2/3 către translatorul său, căruia îi spune următoarele cuvinte: „I like rabbits"[2] (ceea ce este ilustrat în fig. 1-14). Translatorii s-au înțeles asupra unei limbi neutre, olandeza, așa că mesajul este convertit în „Ik vind konijnen leuk." Alegerea limbii reprezintă protocolul nivelului 2 și este la latitudinea proceselor pereche de pe acest nivel.

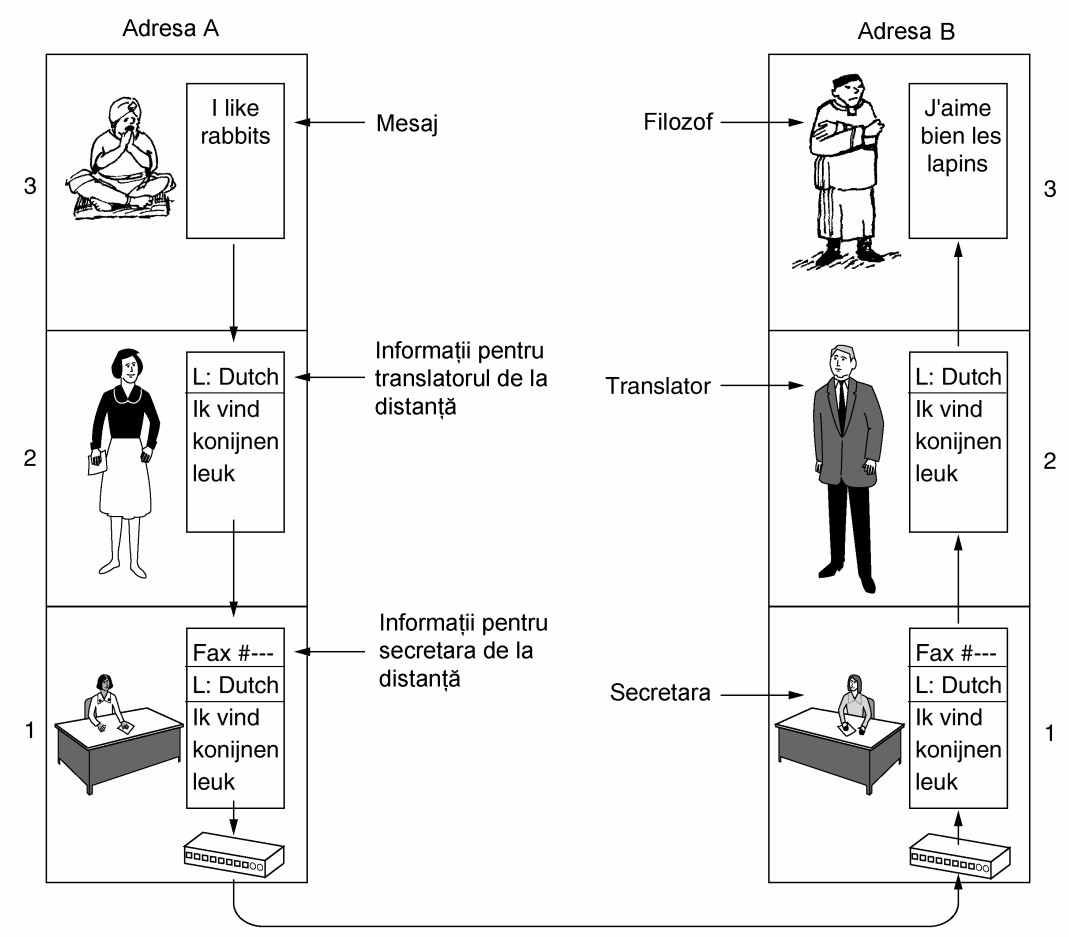


Fig. 1-14. Arhitectura filosof-translator-secretară.

[2]Propoziția înseamnă "Îmi plac iepurii." (n.t.)

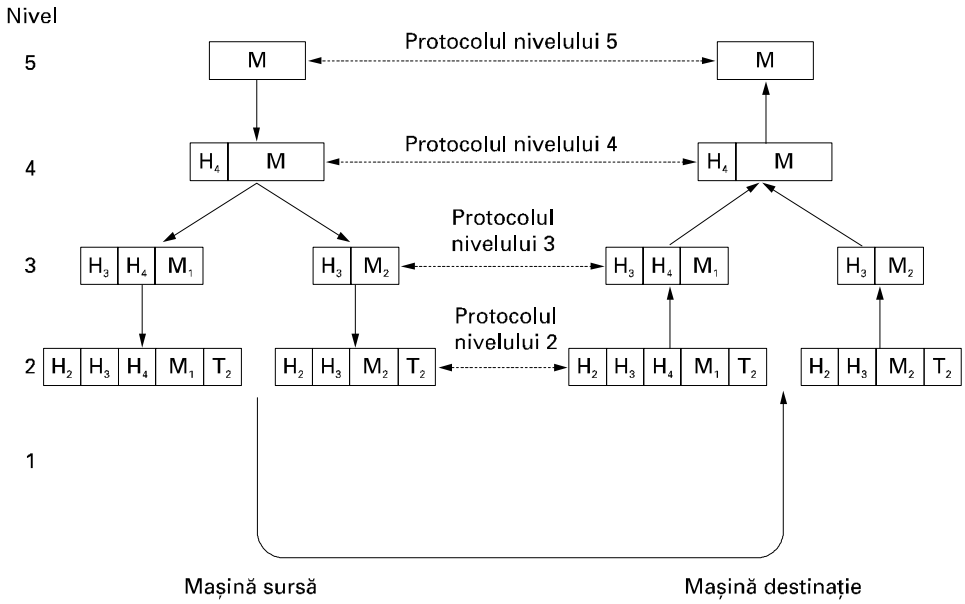


Fig. 1-15. Exemplu de flux de informații pentru suportul comunicării virtuale la nivelul 5.

În continuare, translatorul înmânează mesajul secretarei, care îl trimite, de exemplu, prin fax (protocolul nivelului 1). Când mesajul este primit, el este tradus în franceză și trimis prin interfața 2/3 către filosoful 2. Observați că, atâta timp cât interfețele nu se modifică, fiecare protocol este complet independent de celelalte. Dacă doresc, translatorii pot schimba olandeza cu altă limbă, să spunem finlandeza, cu condiția ca amândoi să se înțeleagă asupra acestui lucru și ca nici unul din ei să nu își modifice interfața cu nivelul 1 sau cu nivelul 3. În mod similar, secretarele pot înlocui faxul cu poșta electronică sau cu telefonul fără a deranja (sau măcar a informa) celelalte niveluri. Fiecare proces poate adăuga anumite informații suplimentare destinate numai procesului său pereche. Aceste informații nu sunt transmise în sus, către nivelul superior.

Să considerăm acum un exemplu mai tehnic: cum se realizează comunicarea la ultimul nivel din rețeaua cu cinci niveluri din fig. 1-15. O aplicație care se execută în nivelul 5 produce un mesaj M și îl furnizează nivelului 4 pentru a-l transmite. Nivelul 4 inserează un **antet** în fața mesajului, pentru a identifica respectivul mesaj și pasează rezultatul nivelului 3. Antetul include informații de control, de exemplu numere de ordine care ajută nivelul 4 de pe mașina de destinație să livreze mesajele în ordinea corectă în cazul în care nivelurile inferioare nu păstrează această ordine. Pe unele niveluri, antetele conțin de asemenea câmpuri de control pentru mărime, timp și alte informații.

În numeroase rețele nu există nici o limită cu privire la mărimea mesajelor transmise în protocolul nivelului 4, dar există aproape întotdeauna o limită impusă de protocolul nivelului 3. În consecință, nivelul 3 trebuie să spargă mesajele primite în unități mai mici, pachete, atașând fiecărui pachet un antet specific nivelului 3. În acest exemplu, M este descompus în două părți, M_1 și M_2.

Nivelul 3 decide ce linie de transmisie să utilizeze și trimite pachetele nivelului 2. Nivelul 2 adaugă nu numai câte un antet pentru fiecare bucată, ci și o încheiere, după care furnizează unitatea rezultantă nivelului 1 pentru a o transmite fizic. În mașina receptoare mesajul este trimis în sus, din

nivel în nivel, pe parcurs fiind eliminate succesiv toate antetele. Nici un antet corespunzător nivelurilor de sub *n* nu este transmis în sus nivelului *n*.

Ceea ce este important de înțeles în fig. 1-15 este relația dintre comunicația virtuală și cea efectivă și diferența între protocoale și interfețe. De exemplu, procesele egale de la nivelul 4 își imaginează conceptual comunicarea ca realizându-se pe „orizontală", utilizând protocolul nivelului 4. Deși fiecare din ele are, probabil, o procedură de genul *TrimiteÎnCealaltăParte* și o alta *PrimeșteDinCealaltăParte*, aceste proceduri nu comunică de fapt cu cealaltă parte, ci cu nivelurile inferioare prin interfața 3/4.

Abstractizarea proceselor pereche este crucială pentru proiectarea întregii rețele. Cu ajutorul ei, această sarcină practic imposibilă poate fi descompusă în probleme de proiectare mai mici, rezolvabile, și anume proiectarea nivelurilor individuale.

Deși Secțiunea 1-3 este intitulată „Programele de rețea", merită să subliniem că nivelurile inferioare dintr-o ierarhie de protocoale sunt implementate frecvent în hardware sau în firmware. Nu e mai puțin adevărat că aici intervin algoritmi complecși, chiar dacă ei sunt înglobați (parțial sau în totalitate) în hardware.

1.3.2 Probleme de proiectare a nivelurilor

O parte din problemele cheie care apar la proiectarea rețelelor de calculatoare sunt prezente în mai multe niveluri. Vom menționa pe scurt unele probleme mai importante.

Fiecare nivel are nevoie de un mecanism pentru a identifica emițătorii și receptorii. Dat fiind că o rețea cuprinde în mod normal numeroase calculatoare, iar o parte dintre acestea dețin mai multe procese, este necesară o modalitate prin care un proces de pe o anumită mașină să specifice cu cine dorește să comunice. Ca o consecință a destinațiilor multiple, pentru a specifica una dintre ele, este necesară o formă de adresare.

Un alt set de decizii de proiectare se referă la regulile pentru transferul de date. În unele sisteme datele circulă într-un singur sens; în altele datele pot circula în ambele sensuri. Protocolul trebuie, de asemenea, să determine câtor canale logice le corespunde conexiunea și care sunt prioritățile acestora. Multe rețele dispun de cel puțin două canale logice pe conexiune, unul pentru date normale și unul pentru date urgente.

Controlul erorilor este o problemă importantă deoarece circuitele fizice de comunicații nu sunt perfecte. Se cunosc multe coduri detectoare și corectoare de erori, dar ambele capete ale conexiunii trebuie să se înțeleagă asupra codului utilizat. În plus, receptorul trebuie să aibă cum să-i spună emițătorului care mesaje au fost primite corect și care nu.

Nu toate canalele de comunicații păstrează ordinea mesajelor trimise. Pentru a putea trata o eventuală pierdere a secvențialității, protocolul trebuie să furnizeze explicit receptorului informația necesară pentru a putea reconstitui mesajul. O soluție evidentă este numerotarea fragmentelor, dar această soluție încă nu rezolvă problema fragmentelor care sosesc la receptor aparent fără legătură cu restul mesajului.

O problemă ce intervine la fiecare nivel se referă la evitarea situației în care un emițător rapid trimite unui receptor lent date la viteză prea mare. Au fost propuse diverse rezolvări și ele vor fi discutate mai târziu. Unele dintre acestea presupun o anumită reacție, directă sau indirectă, prin care receptorul îl informează pe emițător despre starea sa curentă. Altele limitează viteza de transmisie a emițătorului la o valoare stabilită de comun acord cu receptorul. Acest subiect se numește **controlul fluxului**.

O altă problemă care apare la câteva niveluri privește incapacitatea tuturor proceselor de a accepta mesaje de lungime arbitrară. Acest fapt conduce la mecanisme pentru a dezasambla, a transmite și apoi a reasambla mesajele. O problemă asemănătoare apare atunci când procesele insistă să transmită datele în unități atât de mici, încât transmiterea lor separată este ineficientă. În această situație, soluția este să se asambleze împreună mai multe mesaje mici destinate aceluiași receptor și să se dezasambleze la destinație mesajul mare obținut astfel.

Atunci când este neconvenabil sau prea costisitor să se aloce conexiuni separate pentru fiecare pereche de procese comunicante, nivelul implicat în comunicare poate hotărî să utilizeze aceeași conexiune pentru mai multe conversații independente. Atâta timp cât această **mutiplexare** și **demultiplexare** se realizează transparent, ea poate fi utilizată de către orice nivel. Multiplexarea este necesară, de exemplu, în nivelul fizic, unde traficul pentru toate conexiunile trebuie să fie transmis prin cel mult câteva circuite fizice.

Atunci când există mai multe căi între sursă și destinație, trebuie ales un anumit drum. Uneori această decizie trebuie împărțită pe două sau mai multe niveluri. De exemplu, este posibil ca trimiterea unor date de la Londra la Roma să necesite atât o decizie la nivel înalt pentru alegerea ca țară de tranzit a Franței sau a Germaniei - în funcție de legile lor de protejare a secretului datelor - cât și o decizie de nivel scăzut pentru alegerea unuia din multele trasee posibile, pe baza traficului curent. Acest subiect poartă numele de **dirijare** sau **rutare** (**routing**).

1.3.3 Servicii orientate pe conexiuni și servicii fără conexiuni

Nivelurile pot oferi nivelurilor de deasupra lor două tipuri de servicii: orientate pe conexiuni și fără conexiuni. În această secțiune vom arunca o privire asupra acestor două tipuri și vom examina diferențele între ele.

Serviciul orientat pe conexiuni este modelat pe baza sistemului telefonic. Când vrei să vorbești cu cineva, mai întâi ridici receptorul, apoi formezi numărul, vorbești și închizi. Similar, pentru a utiliza un serviciu orientat pe conexiuni, beneficiarul trebuie mai întâi să stabilească o conexiune, să folosească această conexiune și apoi să o elibereze. În esență conexiunea funcționează ca o țeavă: emițătorul introduce obiectele (biții) la un capăt, iar receptorul le scoate afară, în aceeași ordine, la celălalt capăt. În majoritatea cazurilor ordinea este menținută, astfel încât biții să ajungă în aceeași ordine în care au fost trimiși.

În anumite cazuri când se stabilește o conexiune, transmițătorul, receptorul și subrețeaua negociază parametrii care vor fi folosiți, cum sunt dimensiunea maximă a mesajului, calitatea impusă a serviciilor, și alte probleme de acest tip. De obicei, una dintre părți face o propunere și cealaltă parte poate să o accepte, să o rejecteze sau să facă o contrapropunere.

Serviciul fără conexiuni este modelat pe baza sistemului poștal. Toate mesajele (scrisorile) conțin adresele complete de destinație și fiecare mesaj circulă în sistem independent de celelalte. În mod normal, atunci când două mesaje sunt trimise la aceeași destinație, primul expediat este primul care ajunge. Totuși, este posibil ca cel care a fost expediat primul să întârzie și să ajungă mai repede al doilea. În cazul unui serviciu orientat pe conexiuni, așa ceva este imposibil.

Fiecare serviciu poate fi caracterizat printr-o **calitate a serviciului**. Unele servicii sunt sigure în sensul că nu pierd date niciodată. De obicei, un serviciu sigur se implementează obligând receptorul să confirme primirea fiecărui mesaj, astfel încât expeditorul să fie sigur că mesajul a ajuns la destinație. Procesul de confirmare introduce un timp suplimentar și întârzieri. Aceste dezavantaje sunt adesea acceptate, însă uneori ele trebuie evitate.

Transferul de fișiere este una din situațiile tipice în care este adecvat un serviciu sigur orientat pe conexiuni. Proprietarul fișierului dorește să fie sigur că toți biții ajung corect și în aceeași ordine în care au fost trimiși. Foarte puțini utilizatori ai transferului de fișiere ar prefera un serviciu care uneori amestecă sau pierde câțiva biți, chiar dacă acest serviciu ar fi mult mai rapid.

Serviciul sigur orientat pe conexiuni admite două variante: secvențele de mesaje și fluxurile de octeți. Prima variantă menține delimitarea între mesaje. Când sunt trimise două mesaje de 1024 de octeți, ele vor sosi sub forma a două mesaje distincte de 1024 de octeți, niciodată ca un singur mesaj de 2048 de octeți. În a doua variantă, conexiunea este un simplu flux de octeți și nu există delimitări între mesaje. Când receptorul primește 2048 de octeți, nu există nici o modalitate de a spune dacă ei au fost trimiși sub forma unui mesaj de 2048 octeți, a două mesaje de 1024 de octeți sau a 2048 mesaje de câte 1 octet. Dacă paginile unei cărți sunt expediate unei mașini fotografice de tipărit printr-o rețea, sub formă de mesaje, atunci delimitarea mesajelor poate fi importantă. Pe de altă parte, în cazul unui utilizator care se conectează la un server aflat la distanță, este nevoie numai de un flux de octeți de la calculatorul utilizatorului la server. Delimitarea mesajelor nu mai este relevantă.

Așa cum am menționat mai sus, întârzierile introduse de confirmări sunt inacceptabile pentru unele aplicații. O astfel de aplicație se referă la traficul de voce digitizată. Pentru abonații telefonici este preferabil să existe puțin zgomot pe linie sau să audă ocazional câte un cuvânt distorsionat decât să se producă o întârziere din cauza așteptării confirmării. Similar, atunci când se transmite o videoconferință, câțiva pixeli diferiți nu reprezintă o problemă, în schimb întreruperile pentru a corecta erorile ar fi extrem de supărătoare.

Nu orice aplicație necesită conexiuni. De exemplu, în măsura în care poșta electronică devine ceva tot mai uzual, se poate să nu apară foarte curând publicitatea prin poștă electronică? Expeditorul de publicitate prin poștă electronică probabil că nu vrea să se complice stabilind și apoi eliberând o conexiune doar pentru un singur mesaj. Nici furnizarea la destinație cu o rată de corectitudine de 100% nu este esențială, mai ales dacă lucrul acesta costă mai mult. Tot ceea ce se cere este un mijloc de a trimite un singur mesaj cu o probabilitate mare de a ajunge la destinație, dar fără o garanție în acest sens. Serviciul nesigur (adică neconfirmat) fără conexiuni este deseori numit **serviciu datagramă**, prin analogie cu serviciul de telegrame - care, la rândul său, nu prevede trimiterea unei confirmări către expeditor.

În alte situații, avantajul de a nu fi necesară stabilirea unei conexiuni pentru a trimite un mesaj scurt este de dorit, dar siguranța este de asemenea esențială. Aceste aplicații pot utiliza **serviciul datagramă confirmat**. Este ca și cum ai trimite o scrisoare recomandată și ai solicita o confirmare de primire. În clipa în care sosește confirmarea, expeditorul este absolut sigur că scrisoarea a fost livrată la destinația corectă și nu a fost pierdută pe drum.

Mai există un serviciu, și anume **serviciul cerere-răspuns**. În acest serviciu emițătorul transmite o singură datagramă care conține o cerere; replica primită de la receptor conține răspunsul. În această categorie intră, de exemplu, un mesaj către biblioteca locală în care se întreabă unde este vorbită limba Uighur. Serviciul cerere-răspuns este utilizat în mod frecvent pentru a implementa comunicarea în modelul client-server: clientul lansează o cerere și serverul răspunde la ea. În fig. 1-16 sunt rezumate tipurile de servicii discutate mai sus.

Conceptul de a utiliza comunicații nesigure poate părea derutant la început. La urma urmei, de ce ar prefera cineva comunicațiile nesigure în locul comunicațiilor sigure? Mai întâi, comunicațiile sigure (ceea ce înseamnă, pentru noi, confirmate) pot să nu fie disponibile. De exemplu, Ethernet-ul nu oferă comunicații sigure. Pachetele pot fi uneori alterate în timpul tranzitului. Urmează ca protocoalele nivelurilor superioare să se ocupe de această problemă.

	Serviciu	Exemplu
Orientate pe conexiuni	Flux de mesaje sigur	Secvență de pagini
	Flux de octeți sigur	Conectare la distanță
	Conexiune nesigură	Voce digitizată
Fără conexiuni	Datagramă nesigură	Publicitate prin e-mail
	Datagramă confirmată	Scrisori cu confirmare
	Cerere-răspuns	Interogări baze de date

Fig. 1-16. Șase tipuri diferite de servicii.

În al doilea rând, întârzierile inerente în cazul în care se oferă servicii sigure ar putea fi inacceptabile, mai ales în cazul aplicațiilor de timp real cum sunt aplicațiile multimedia. Pentru aceste motive, comunicațiile sigure cât și cele nesigure coexistă.

1.3.4 Primitive de serviciu

Un serviciu este specificat formal printr-un set de **primitive** (operații) puse la dispoziția utilizatorului care folosește serviciul. Aceste primitive comandă serviciului să execute anumite acțiuni sau să raporteze despre acțiunile executate de o entitate pereche. Dacă stiva de protocoale este localizată în sistemul de operare, așa cum se întâmplă de cele mai multe ori, primitivele sunt în mod normal apeluri sistem. Aceste apeluri cauzează o trecere a sistemului de operare în modul nucleu (kernel), care preia controlul mașinii pentru a trimite pachetele necesare.

Setul de primitive disponibile depinde de natura serviciului oferit. Primitivele serviciilor orientate pe conexiuni sunt diferite de cele ale serviciilor fără conexiuni. Ca un exemplu minimal de primitive de serviciu care pot fi oferite pentru a implementa un flux de octeți într-un mediu client-server, putem considera primitivele listate în fig. 1-17.

Primitiva	Semnificația
LISTEN (Ascultă)	Blocare în așteptarea unei conexiuni
CONNECT (Conectează)	Stabilirea unei conexiuni cu o entitate pereche aflată în așteptare
RECEIVE (Primește)	Blocare în așteptarea unui mesaj
SEND (Trimite)	Trimite un mesaj entității pereche
DISCONNECT (Deconectează)	Termină o conexiune

Fig. 1-17. Cinci primitive de serviciu pentru implementarea unui serviciu simplu orientat pe conexiune.

Aceste primitive pot fi folosite în următorul mod: mai întâi serverul execută LISTEN pentru a indica faptul că este pregătit să accepte conexiuni. Un mod obișnuit de a implementa LISTEN este a

face un apel de sistem blocant. După execuția primitivei, procesul server este blocat până la apariția unei cereri de conectare.

Apoi procesul client execută CONNECT pentru a stabili o conexiune cu serverul. Apelul CONNECT trebuie să specifice cu cine se dorește conectarea, așa că ar putea avea un parametru prin care se transmite adresa serverului. De cele mai multe ori, sistemul de operare va trimite un prim pachet entității pereche cerându-i să se conecteze, după cum este arătat de (1) în fig. 1-18. Procesul client este suspendat până când apare un răspuns. Când pachetul ajunge la server, el este procesat de sistemul de operare al acestuia. Când sistemul de operare observă că pachetul cere o conexiune, verifică dacă există vreun ascultător. Dacă da, va face doua lucruri: va debloca ascultătorul și va trimite înapoi o confirmare (2). Sosirea acestei confirmări eliberează apoi clientul. În acest moment, atât clientul cât și serverul sunt în execuție și au stabilit o conexiune între ei. Este important de observat că secvența de confirmare (2) este generată de codul protocolului însuși, nu ca răspuns al unei primitive de la nivelul utilizatorului. Dacă apare o cerere de conexiune și nu există nici un ascultător, rezultatul este nedefinit. În anumite sisteme, pachetul poate fi păstrat un scurt timp într-o coadă, anticipând o eventuală comandă LISTEN.

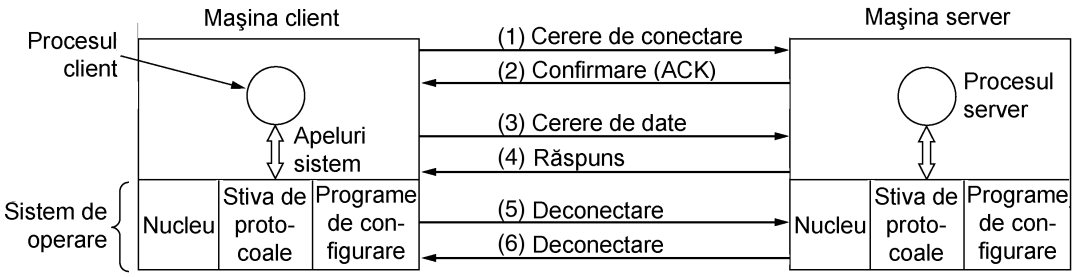


Fig. 1-18. Pachetele trimise într-o simplă interacțiune client-server pe o rețea orientată pe conexiuni.

Analogia evidentă între acest protocol și viața reală este cazul clientului care sună la directorul departamentului de service al unei companii. Directorul stă lângă telefon pentru a putea răspunde în cazul în care acesta sună. Clientul face un apel. Când directorul ridică receptorul, conexiunea este stabilită.

Pasul următor este ca serverul să execute RECEIVE pentru a se pregăti să accepte prima cerere. În mod normal serverul face această operație de îndată ce a fost eliberat din blocarea impusă de LISTEN, înainte să ajungă confirmarea înapoi la client. Apelul RECEIVE blochează serverul.

Apoi clientul execută SEND pentru a transmite cererea sa (3) urmat de execuția unui RECEIVE pentru a obține răspunsul.

Sosirea pachetului de cerere la mașina server deblochează procesul server astfel încât acesta să poată procesa cererea. După ce a terminat lucrul, folosește SEND pentru a răspunde clientului (4). Sosirea acestui pachet deblochează clientul care poate acum să analizeze răspunsul obținut. Daca mai există cereri din partea clientului, acesta le poate face acum. Dacă a terminat, poate folosi DISCONNECT pentru a termina conexiunea. De obicei, apelul inițial DISCONNECT este blocant, suspendând clientul și trimițând un pachet către server pentru a-i comunica faptul ca respectiva conexiune nu mai este necesară (5). Când serverul primește pachetul, el lansează un DISCONNECT propriu, confirmând cererea clientului și eliberând conexiunea. Când pachetul serverului (6) ajunge

înapoi la mașina clientului, procesul client este eliberat și conexiunea este întreruptă. Foarte pe scurt, așa funcționează comunicațiile orientate pe conexiuni.

Desigur, viața nu este simplă. Multe dintre lucruri pot să nu funcționeze corect. Sincronizarea poate fi proastă (de exemplu, daca se încearcă un CONNECT înainte de LISTEN), pachetele se pot pierde și multe altele. Vom studia toate acestea în detaliu ceva mai târziu, dar deocamdată fig. 1-18 rezumă pe scurt modul în care ar putea să funcționeze o comunicație client-server într-o rețea orientată pe conexiuni.

Știind că acele șase pachete sunt necesare pentru a realiza acest protocol, cititorul se poate întreba de ce nu se folosește un protocol fără conexiune în locul său. Răspunsul este că ar fi posibil într-o lume perfectă, și atunci ar fi nevoie de numai două pachete: unul pentru cerere și unul pentru răspuns. Oricum, în cazul real cu mesaje lungi în oricare dintre direcții (de exemplu un fișier de 1 MB), cu erori de transmisie și cu pachete pierdute, situația se modifică. Dacă răspunsul ar avea sute de pachete, dintre care unele s-ar putea pierde în timpul transmisiei, cum ar putea clientul să își dea seama că unele piese lipsesc? Cum ar putea ști clientul dacă ultimul pachet recepționat este de fapt ultimul pachet trimis? Să presupunem că de la client se face o cerere pentru un al doilea fișier. Cum ar putea clientul să diferențieze pachetele din cel de-al doilea fișier de eventualele pachete pierdute din primul fișier? Pe scurt, în lumea reală, un simplu protocol cerere-răspuns implementat într-o rețea nesigură este de cele mai multe ori inadecvat. În cap. 3 vom studia în detaliu o largă varietate de protocoale, care pot rezolva aceste probleme și altele similare. Pentru moment însă este de ajuns să spunem că a avea un flux de octeți sigur și ordonat între procese este de multe ori foarte convenabil.

1.3.5 Relația dintre servicii și protocoale

Deși sunt adesea confundate, serviciile și protocoalele reprezintă concepte distincte. Diferența între ele este atât de importantă, încât o subliniem din nou în această secțiune. Un *serviciu* este un set de primitive (operații) pe care un nivel le furnizează nivelului de deasupra sa. Serviciul definește ce operații este pregătit nivelul să realizeze pentru utilizatorii săi, dar nu spune nimic despre cum sunt implementate aceste operații. Un serviciu este definit în contextul unei interfețe între două niveluri, nivelul inferior fiind furnizorul serviciului și nivelul superior fiind utilizatorul serviciului.

Prin contrast, un *protocol* este un set de reguli care guvernează formatul și semnificația cadrelor, pachetelor sau mesajelor schimbate între ele de entitățile pereche dintr-un nivel. Entitățile folosesc protocoale pentru a implementa definițiile serviciului lor. Ele sunt libere să își schimbe protocoalele după cum doresc, cu condiția să nu modifice serviciul pe care îl văd utilizatorii. În acest fel, serviciul și protocolul sunt complet decuplate.

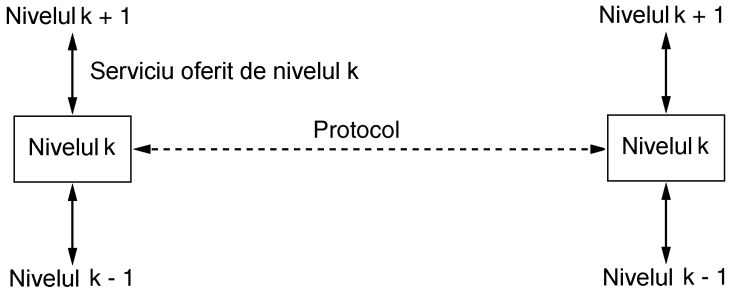


Fig. 1-19. Relația dintre un server și un protocol.

Cu alte cuvinte, serviciile sunt legate de interfețele dintre niveluri, după cum este ilustrat și în fig. 1-19. Prin contrast, protocoalele sunt legate de pachetele trimise între entitățile pereche de pe diferite mașini. Este important să nu existe confuzii între cele două concepte.

Merită să facem o analogie cu limbajele de programare. Un serviciu este ca un tip de date abstracte sau ca un obiect într-un limbaj orientat pe obiecte. Acesta definește operațiile care pot fi aplicate pe un obiect, dar nu specifică modul de implementare a operațiilor. Un protocol se referă la *implementarea* serviciului și nu este vizibil pentru utilizatorul serviciului.

Multe protocoale mai vechi nu făceau diferența între serviciu și protocol. Ca urmare, un nivel tipic putea avea o primitivă de serviciu SEND PACKET în care utilizatorul furniza o referință către un pachet complet asamblat. Acest aranjament însemna că toate modificările protocolului erau imediat vizibile pentru utilizatori. Majoritatea proiectanților de rețele privesc acum un astfel de mecanism ca pe o eroare gravă.

1.4 MODELE DE REFERINȚĂ

Acum, după ce am discutat la modul abstract structura pe niveluri a rețelelor, a sosit timpul să studiem câteva exemple. În următoarele două secțiuni vom discuta două arhitecturi de rețea importante, modelul de referință OSI și modelul de referință TCP/IP. Deși *protocoalele* asociate cu modelul OSI nu sunt folosite aproape deloc, *modelul* în sine este destul de general și încă valabil, iar caracteristicile puse în discuție la fiecare nivel sunt în continuare foarte importante. Modelul TCP/IP are caracteristici opuse: modelul în sine nu este foarte util, dar protocoalele sunt folosite pe scară largă. Din acest motiv, le vom studia pe fiecare în detaliu. În plus, uneori poți învăța mai multe din eșecuri decât din succese.

1.4.1 Modelul de referință OSI

Modelul OSI este prezentat în fig. 1-16 (mai puțin mediul fizic). Acest model se bazează pe o propunere dezvoltată de către Organizația Internațională de Standardizare (International Standards Organization - ISO) ca un prim pas către standardizarea internațională a protocoalelor folosite pe diferite niveluri (Day și Zimmermann, 1983). A fost revizuit în 1995 (Day, 1995). Modelul se numește **ISO OSI** (**Open Systems Interconnection**, rom: interconectarea sistemelor deschise), pentru că el se ocupă de conectarea sistemelor deschise - adică de sisteme deschise comunicării cu alte sisteme. În continuare vom folosi mai ales termenul prescurtat de model OSI.

Modelul OSI cuprinde șapte niveluri. Principiile aplicate pentru a se ajunge la cele șapte niveluri sunt următoarele:

1. Un nivel trebuie creat atunci când este nevoie de un nivel de abstractizare diferit.
2. Fiecare nivel trebuie să îndeplinească un rol bine definit.
3. Funcția fiecărui nivel trebuie aleasă acordându-se atenție definirii de protocoale standardizate pe plan internațional.
4. Delimitarea nivelurilor trebuie făcută astfel încât să se minimizeze fluxul de informații prin interfețe.

5. Numărul de niveluri trebuie să fie suficient de mare pentru a nu fi nevoie să se introducă în același nivel funcții diferite și suficient de mic pentru ca arhitectura să rămână funcțională.

În continuare vom discuta fiecare nivel al modelului, începând cu nivelul cel mai de jos. Modelul OSI nu reprezintă în sine o arhitectură de rețea, pentru că nu specifică serviciile și protocoalele utilizate la fiecare nivel. Modelul spune numai ceea ce ar trebui să facă fiecare nivel. ISO a produs de asemenea standarde pentru fiecare nivel, însă aceste standarde nu fac parte din modelul de referință propriu-zis. Fiecare din standardele respective a fost publicat ca un standard internațional separat.

Nivelul fizic

Nivelul fizic se ocupă de transmiterea biților printr-un canal de comunicație. Proiectarea trebuie să garanteze că atunci când unul din capete trimite un bit 1, acesta e receptat în cealaltă parte ca un bit 1, nu ca un bit 0. Problemele tipice se referă la câți volți trebuie utilizați pentru a reprezenta un 1 și câți pentru un 0, dacă transmisia poate avea loc simultan în ambele sensuri, cum este stabilită conexiunea inițială și cum este întreruptă când au terminat de comunicat ambele părți, câți pini are conectorul de rețea și la ce folosește fiecare pin. Aceste aspecte de proiectare au o legătură strânsă cu interfețele mecanice, electrice, funcționale și procedurale, ca și cu mediul de transmisie situat sub nivelul fizic.

Nivelul legătură de date

Sarcina principală a **nivelului legăturii de date** este de a transforma un mijloc oarecare de transmisie într-o linie care să fie disponibilă nivelului rețea fără erori de transmisie nedetectate. Nivelul legătură de date realizează această sarcină obligând emițătorul să descompună datele de intrare în **cadre de date** (în mod tipic, câteva sute sau câteva mii de octeți) și să transmită cadrele secvențial. Dacă serviciul este sigur, receptorul confirmă fiecare cadru trimițând înapoi un cadru de confirmare pozitivă.

O altă problemă care apare la nivelul legătură de date (și, de asemenea, la majoritatea nivelurilor superioare) este evitarea inundării unui receptor lent cu date provenite de la un emițător rapid. În acest scop sunt necesare mecanisme de reglare a traficului care să permită emițătorului să afle cât spațiu tampon deține receptorul la momentul curent. Controlul traficului și tratarea erorilor sunt deseori integrate. Rețelele cu difuzare determină în nivelul legătură de date o problemă suplimentară: cum să fie controlat accesul la canalul partajat. De această problemă se ocupă un subnivel special al nivelului legătură de date și anume subnivelul de control al accesului la mediu.

Nivelul rețea

Nivelul rețea se ocupă de controlul funcționării subrețelei. O problemă cheie în proiectare este determinarea modului în care pachetele sunt dirijate de la sursă la destinație. Dirijarea se poate baza pe tabele statistice care sunt „cablate” intern în rețea și care sunt schimbate rar. Traseele pot fi de asemenea stabilite la începutul fiecărei conversații, de exemplu la începutul unei sesiuni la terminal (de ex. o operație de login pe o mașină la distanță). În sfârșit, dirijarea poate fi foarte dinamică, traseele determinându-se pentru fiecare pachet în concordanță cu traficul curent din rețea.

Dacă în subrețea există prea multe pachete simultan, ele vor intra unul pe traseul celuilalt și astfel se vor produce gâtuiri. Controlul unor astfel de congestii îi revine tot nivelului rețea. Mai general, calitatea serviciilor oferite (întârziere, timp de tranzitare, fluctuații, etc.) este tot o responsabilitate a nivelului rețea.

Multe probleme pot apărea când un pachet trebuie să călătorească dintr-o rețea în alta ca să ajungă la destinație. Modul de adresare folosit de a doua rețea poate să difere de cel pentru prima.

A doua rețea poate chiar să nu accepte deloc pachetul pentru că este prea mare. De asemenea, protocoalele pot fi diferite și așa mai departe. Rezolvarea acestor probleme în vederea interconectării rețelelor eterogene este sarcina nivelului rețea. În rețelele cu difuzare, problema dirijării este simplă, astfel că nivelul rețea este deseori subțire sau chiar nu există deloc.

Nivelul transport

Rolul principal al nivelului transport este să accepte date de la nivelul sesiune, să le descompună, dacă este cazul, în unități mai mici, să transfere aceste unități nivelului rețea și să se asigure că toate fragmentele sosesc corect la celălalt capăt. În plus, toate acestea trebuie făcute eficient și într-un mod care izolează nivelurile de mai sus de inevitabilele modificări în tehnologia echipamentelor.

Nivelul transport determină, de asemenea, ce tip de serviciu să furnizeze nivelului sesiune și, în final, utilizatorilor rețelei. Cel mai obișnuit tip de conexiune transport este un canal punct-la-punct fără erori care furnizează mesajele sau octeții în ordinea în care au fost trimiși. Alte tipuri posibile de servicii de transport sunt transportul mesajelor individuale - fără nici o garanție în privința ordinii de livrare - și difuzarea mesajelor către destinații multiple. Tipul serviciului se determină când se stabilește conexiunea. (Ca un comentariu secundar: este imposibil de obținut un canal fără erori; ceea ce oamenii înțeleg prin această expresie este că rata erorilor este destul de mică pentru a fi ignorată în practică).

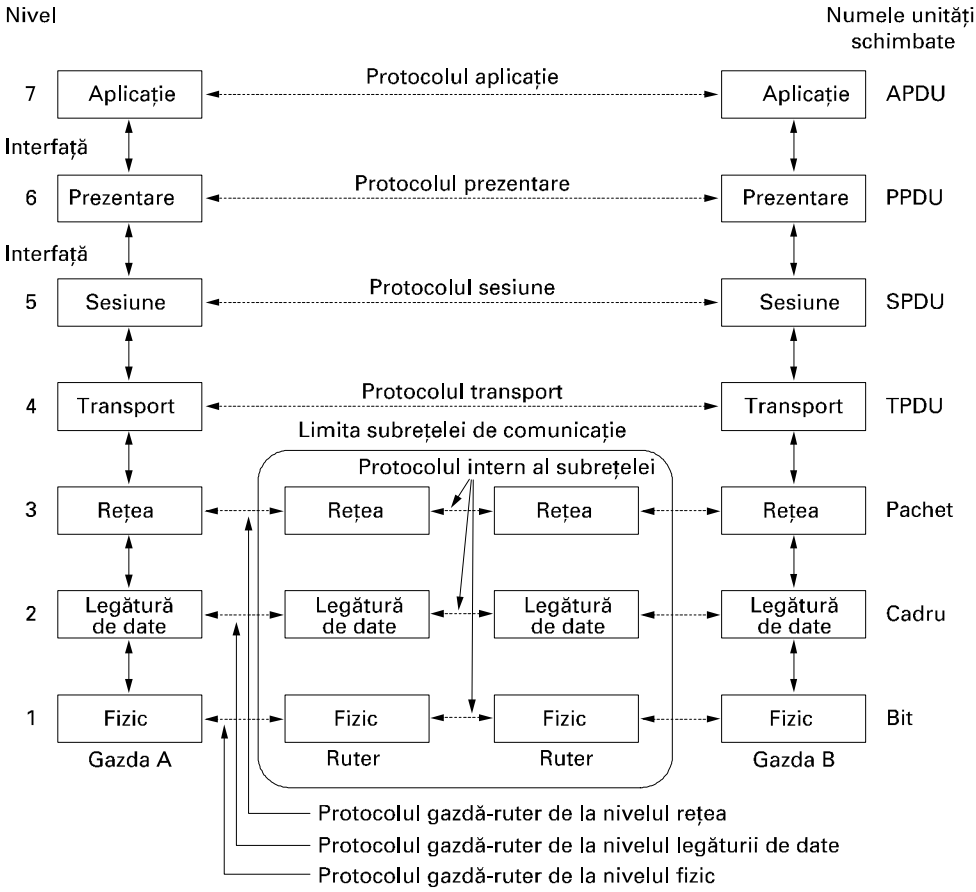


Fig. 1-20. Modelul de referință OSI.

Nivelul transport este un adevărat nivel capăt-la-capăt, de la sursă la destinație. Cu alte cuvinte, un program de pe mașina sursă poartă o conversație cu un program similar de pe mașina destinație, folosind în acest scop antetele mesajelor și mesaje de control. În nivelurile inferioare protocoalele au loc între fiecare mașină și vecinii săi imediați (niveluri înlănțuite), și nu direct între mașinile sursă și destinație (niveluri capăt-la-capăt), care pot fi separate de numeroase rutere. Diferența între nivelurile de la 1 până la 3, care sunt înlănțuite și nivelurile de la 4 la 7, care sunt capăt-la-capăt, este ilustrată în fig. 1-20.

Nivelul sesiune

Nivelul sesiune permite utilizatorilor de pe mașini diferite să stabilească între ei sesiuni. Sesiunile oferă diverse servicii, incluzând controlul dialogului (respectarea ordinii în raport cu dreptul de a transmite), **gestionarea jetonului** (prevenirea situației în care două entități încearcă aceeași operație critică în același timp) și **sincronizarea** (introducerea de puncte de control pe parcursul transmisiilor lungi, astfel încât, în cazul unui eșec, acestea să poată fi reluate de unde rămăseseră).

Nivelul prezentare

În particular, spre deosebire de nivelurile inferioare, care se ocupă numai de transferul biților dintr-un loc în altul, nivelul prezentare se ocupă de sintaxa și semantica informațiilor transmise. Pentru a face posibilă comunicarea între calculatoare cu reprezentări diferite ale datelor, structurile de date care se schimba între ele pot fi definite într-un mod abstract, alături de o codificare standardizată ce va fi utilizată „pe cablu”. Nivelul prezentare gestionează aceste structuri de date abstracte și permite definirea și comunicarea unor structuri de date de nivel mai înalt (de ex. înregistrări bancare).

Nivelul aplicație

Nivelul aplicație conține o varietate de protocoale frecvent utilizate. Un exemplu de protocol utilizat pe scară largă este **HTTP** (**HyperText Transfer Protocol**, rom: protocol de transfer al hipertextului), care sta la baza **WWW** (**World Wide Web**, rom: rețea de întindere planetară). Atunci când un program de navigare (browser) accesează o pagină Web, el trimite serverului numele paginii pe care o dorește folosind HTTP. Serverul va trimite ca răspuns pagina. Alte protocoale de aplicație sunt folosite pentru transferul fișierelor, poștă electronica, știri în rețea.

1.4.2 Modelul de referință TCP/IP

Să ne îndreptăm acum atenția de la modelul de referință OSI spre modelul de referință utilizat de strămoșul tuturor rețelelor de calculatoare, ARPANET-ul, și de succesorul său, Internet-ul. Deși vom prezenta mai târziu o scurtă istorie a ARPANET-ului, este util să menționăm acum câteva aspecte esențiale. ARPANET a fost o rețea de cercetare sponsorizată de către DoD (U.S. Department of Defense, rom: Departamentul de Apărare al Statelor Unite). În cele din urmă, rețeaua a ajuns să conecteze între ele, utilizând linii telefonice închiriate, sute de rețele universitare și guvernamentale. Atunci când au fost adăugate, mai târziu, rețele prin satelit și radio, interconectarea acestora cu protocoalele existente a pus diferite probleme. Era nevoie de o nouă arhitectură de referință. De aceea, posibilitatea de a interconecta fără probleme mai multe tipuri de rețele a reprezentat de la bun început un obiectiv de proiectare major. Această arhitectură a devenit cunoscută mai târziu sub denumirea de **modelul de referință TCP/IP**, dată după numele celor două protocoale fundamentale utilizate. Arhitectura respectivă a fost definită prima dată în (Cerf și Kahn, 1974). O perspectivă ul-

terioară este prezentată în (Leiner ș.a., 1985). Filosofia de proiectare din spatele modelului este discutată în (Clark, 1988).

Dată fiind îngrijorarea Departamentului de Apărare că o parte din prețioasele sale gazde, rutere și porți de interconectare ar putea fi distruse dintr-un moment în altul, un alt obiectiv major a fost ca rețeaua să poată supraviețui pierderii echipamentelor din subrețea fără a fi întrerupte conversațiile existente. Cu alte cuvinte, DoD dorea ca, atâta timp cât funcționau mașina sursă și mașina destinație, conexiunile să rămână intacte, chiar dacă o parte din mașini sau din liniile de transmisie erau brusc scoase din funcțiune. Mai mult, era nevoie de o arhitectură flexibilă, deoarece se aveau în vedere aplicații cu cerințe divergente, mergând de la transferul de fișiere până la transmiterea vorbirii în timp real.

Nivelul internet

Toate aceste cerințe au condus la alegerea unei rețele cu comutare de pachete bazată pe un nivel inter-rețea fără conexiuni. Acest nivel, numit **nivelul internet**, este axul pe care se centrează întreaga arhitectură. Rolul său este de a permite gazdelor să emită pachete în orice rețea și a face ca pachetele să circule independent până la destinație (fiind posibil ca aceasta să se găsească pe o altă rețea). Pachetele pot chiar să sosească într-o ordine diferită față de cea în care au fost trimise, caz în care – dacă se dorește livrarea lor ordonată - rearanjarea cade în sarcina nivelurilor superioare. De observat că „internet” este folosit aici într-un sens generic, chiar dacă acest nivel este prezent și în Internet.

Aici, analogia este cu sistemul de poștă (clasică). O persoană dintr-o anumită țară poate depune într-o cutie poștală mai multe scrisori internaționale și, cu puțin noroc, majoritatea scrisorilor vor ajunge la adresa corectă din țara de destinație. Probabil că scrisorile vor trece pe drum prin mai multe oficii de cartare, dar acest lucru se face transparent pentru utilizatori. Mai mult, faptul că fiecare țară (adică fiecare rețea) are propriile timbre, propriile mărimi favorite de plicuri și propriile reguli de livrare este ascuns beneficiarilor.

Nivelul internet definește oficial un format de pachet și un protocol numit **IP** (**Internet Protocol**, rom: protocol Internet). Sarcina nivelului internet este să livreze pachete IP către destinație. Problemele majore se referă la dirijarea pachetelor și evitarea congestiei. În consecință, este rezonabil să spunem că nivelul internet din TCP/IP funcționează asemănător cu nivelul rețea din OSI. Fig. 1-21 arată această corespondență.

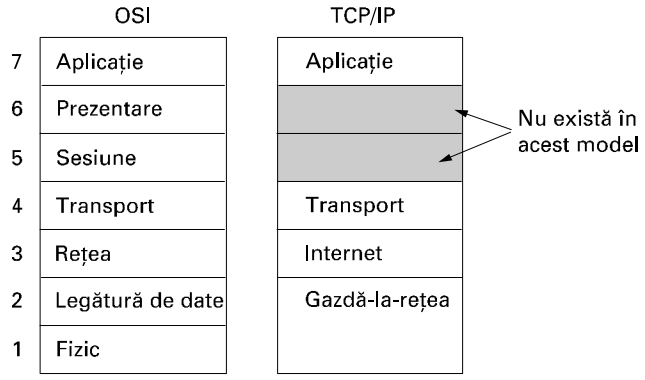


Fig. 1-21. Modelul de referință TCP/IP.

Nivelul transport

Nivelul situat deasupra nivelului internet din modelul TCP/IP este frecvent numit **nivelul transport**. Acesta este proiectat astfel, încât să permită conversații între entitățile pereche din gazdele sursă și, respectiv, destinație, la fel ca în nivelul transport OSI. În acest sens au fost definite două protocoale capăt-la-capăt. Primul din ele, **TCP** (**Transmission Control Protocol**, rom: protocolul de control al transmisiei), este un protocol sigur orientat pe conexiuni care permite ca un flux de octeți trimiși de pe o mașină să ajungă fără erori pe orice altă mașină din inter-rețea. Acest protocol fragmentează fluxul de octeți în mesaje discrete și pasează fiecare mesaj nivelului internet. La destinație, procesul TCP receptor reasamblează mesajele primite într-un flux de ieșire. TCP tratează totodată controlul fluxului pentru a se asigura că un emițător rapid nu inundă un receptor lent cu mai multe mesaje decât poate acesta să prelucreze.

Al doilea protocol din acest nivel, **UDP** (**User Datagram Protocol**, rom: protocolul datagramelor utilizator), este un protocol nesigur, fără conexiuni, destinat aplicațiilor care doresc să utilizeze propria lor secvențiere și control al fluxului, și nu pe cele asigurate de TCP. Protocolul UDP este de asemenea mult folosit pentru interogări rapide întrebare-răspuns, client-server și pentru aplicații în care comunicarea promptă este mai importantă decât comunicarea cu acuratețe, așa cum sunt aplicațiile de transmisie a vorbirii și a imaginilor video. Relația dintre IP, TCP și UDP este prezentată în fig. 1-22. De când a fost dezvoltat acest model, IP a fost implementat pe multe alte rețele.

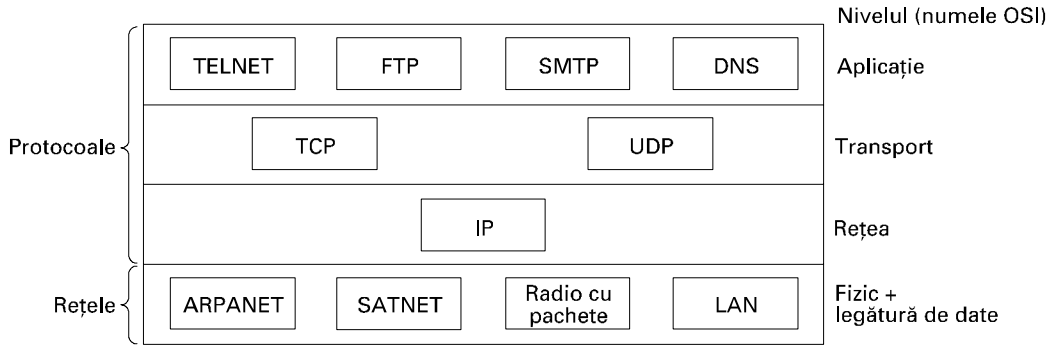


Fig. 1-22. Protocoale și rețele din modelul TCP/IP inițial.

Nivelul aplicație

Modelul TCP/IP nu conține niveluri sesiune sau prezentare. Acestea nu au fost incluse pentru că nu s-a simțit nevoia lor. Experiența modelului OSI a dovedit că această viziune a fost corectă: în majoritatea aplicațiilor, nivelurile respective nu sunt de mare folos.

Deasupra nivelului transport se află **nivelul aplicație**. Acesta conține toate protocoalele de nivel mai înalt. Așa cum se vede din fig. 1-22, primele protocoale de acest gen includeau terminalul virtual (TELNET), transferul de fișiere (FTP) și poșta electronică (SMTP). Protocolul de terminal virtual permite unui utilizator de pe o mașină să se conecteze și să lucreze pe o mașină aflată la distanță. Protocolul de transfer de fișiere pune la dispoziție o modalitate de a muta eficient date de pe o mașină pe alta. Poșta electronică a fost la origine doar un tip de transfer de fișiere, dar ulterior a fost dezvoltat un protocol specializat (SMTP – Simple Mail Transfer Protocol, rom: Protocol simplu de transfer al poștei) pentru acest serviciu. Pe parcursul anilor, la aceste protocoale s-au adăugat multe altele, așa cum sunt Serviciul Numelor de Domenii (Domain Name Service - DNS) pentru stabilirea corespondenței dintre numele gazdelor și adresele rețelelor, NNTP, protocolul

utilizat pentru a transfera articole de știri USENET, HTTP, folosit pentru aducerea paginilor de pe Web și multe altele.

Nivelul gazdă-rețea

Sub nivelul internet se află necunoscutul. Modelul de referință TCP/IP nu spune mare lucru despre ce se întâmplă acolo, însă menționează că gazda trebuie să se lege la rețea, pentru a putea trimite pachete IP, folosind un anumit protocol. Acest protocol nu este definit și variază de la gazdă la gazdă și de la rețea la rețea. Cărțile și articolele despre TCP/IP rareori discută despre acest protocol.

1.4.3 O comparație între modelele de referință OSI și TCP

Modelele de referință OSI și TCP/IP au multe lucruri în comun. Amândouă se bazează pe conceptul unei stive de protocoale independente. De asemenea, funcționalitatea nivelurilor este în linii mari similară. De exemplu, în ambele modele, nivelurile până la nivelul transport inclusiv sunt necesare pentru a pune la dispoziția proceselor care doresc să comunice un serviciu de transport capăt-la-capăt independent de rețea. Nivelurile respective formează furnizorul de transport. Din nou, în ambele modele, nivelurile de deasupra transportului sunt beneficiari orientați pe aplicații ai serviciului de transport.

În pofida acestor similitudini fundamentale, între cele două modele există și multe deosebiri. În această secțiune ne vom concentra asupra diferențelor cheie dintre cele două modele de referință. Este important de subliniat că vom compara aici *modelele de referință*, nu *stivele de protocoale* corespunzătoare. Protocoalele propriu-zise vor fi discutate mai târziu. Pentru o întreagă carte consacrată comparației și diferențelor dintre TCP/IP și OSI, a se vedea (Piscitello și Chapin, 1993).

Trei concepte sunt esențiale pentru modelul OSI:

1. Servicii
2. Interfețe
3. Protocoale

Probabil că cea mai mare contribuție a modelului OSI este că a făcut explicită diferența între aceste trei concepte. Fiecare nivel realizează niște servicii pentru nivelul situat deasupra sa. Definiția *serviciului* spune ce face nivelul, nu cum îl folosesc entitățile de deasupra sa sau cum funcționează nivelul. El definește semantica nivelului.

Interfața unui nivel spune proceselor aflate deasupra sa cum să facă accesul. Interfața precizează ce reprezintă parametrii și ce rezultat se obține. Nici interfața nu spune nimic despre funcționarea internă a nivelului.

În sfârșit, *protocoalele* pereche folosite într-un nivel reprezintă treaba personală a nivelului. Nivelul poate folosi orice protocol dorește, cu condiția ca acesta să funcționeze (adică să îndeplinească serviciul oferit). Nivelul poate de asemenea să schimbe protocoalele după cum vrea, fără ca acest lucru să afecteze programele din nivelurile superioare.

Aceste idei se potrivesc foarte bine cu ideile moderne referitoare la programarea orientată pe obiect. Un obiect, ca și un nivel, posedă un set de metode (operații) care pot fi invocate de către procese din afara obiectului. Semanticele acestor metode definesc mulțimea de servicii pe care le oferă obiectul. Parametrii și rezultatele metodelor formează interfața obiectului. Codul intern al obiectului reprezintă protocolul său și nu este vizibil și nici important în afara obiectului.

Deși lumea a încercat ulterior să îl readapteze pentru a fi mai asemănător modelului OSI, modelul TCP/IP nu a făcut inițial o distincție clară între serviciu, interfață și protocol. De exemplu, singurele servicii veritabile oferite de nivelul internet sunt SEND IP PACKET și RECEIVE IP PACKET.

În consecință, protocoalele din modelul OSI sunt mai bine ascunse decât în modelul TCP/IP și pot fi înlocuite relativ ușor pe măsură ce se schimbă tehnologia. Capacitatea de a face asemenea modificări reprezintă unul din scopurile principale ale organizării protocoalelor pe niveluri în modelul OSI.

Modelul de referință OSI a fost conceput *înainte* să fie inventate protocoalele corespunzătoare. Ordinea respectivă semnifică faptul că modelul nu a fost orientat către un set specific de protocoale, fiind prin urmare destul de general. Reversul este că proiectanții nu au avut multă experiență în ceea ce privește acest subiect și nu au avut o idee coerentă despre împărțirea funcțiilor pe niveluri.

De exemplu, nivelul legătură de date se ocupa inițial numai cu rețelele punct-la-punct. Atunci când au apărut rețelele cu difuzare, a trebuit să fie introdus în model un subnivel nou. Când lumea a început să construiască rețele reale utilizând modelul OSI și protocoalele existente, s-a descoperit că acestea nu se potriveau cu specificațiile serviciului cerut (minunea minunilor), astfel că a trebuit introdusă în model convergența subnivelurilor, ca să existe un loc pentru a glosa pe marginea diferențelor. În sfârșit, comitetul se aștepta inițial ca fiecare țară să aibă câte o rețea care să fie în custodia guvernului și să folosească protocoalele OSI, așa că nu s-a dat nici o atenție interconectării. Pentru a nu mai lungi povestea, să spunem doar că lucrurile s-au petrecut altfel.

În ceea ce privește TCP/IP, lucrurile stau exact pe dos: mai întâi au apărut protocoalele, iar modelul a fost de fapt doar o descriere a protocoalelor existente. Cu protocoalele respective nu era nici o problemă: ele se potriveau perfect cu modelul. Singurul necaz era că *modelul* nu se potrivea cu nici o altă stivă de protocoale. Prin urmare, modelul nu a fost prea util pentru a descrie alte rețele non-TCP/IP.

Pentru a ne întoarce de la subiectele filosofice la subiecte mai specifice, o diferență evidentă între cele două modele se referă la numărul de niveluri: modelul OSI are șapte niveluri, iar TCP/IP are patru. Ambele modele au niveluri (inter-)rețea, transport și aplicație, dar restul nivelurilor sunt diferite.

O altă deosebire privește subiectul comunicației fără conexiuni față de cel al comunicației orientată pe conexiuni. Modelul OSI suportă ambele tipuri de comunicații la nivelul rețea, dar numai comunicații orientate pe conexiuni în nivelul transport, unde acest fapt are importanță (pentru că serviciul de transport este vizibil utilizatorilor). Modelul TCP/IP are numai un mod (fără conexiuni) la nivelul rețea, dar suportă ambele moduri la nivelul transport, ceea ce lasă utilizatorilor posibilitatea alegerii. Această alegere este importantă în mod special pentru protocoale întrebare-răspuns simple.

1.4.4 O critică a modelului și protocoalelor OSI

Nici modelul și protocoalele OSI și nici modelul și protocoalele TCP/IP nu sunt perfecte. Asupra lor se pot formula, și s-au formulat, câteva critici. În prezenta și în următoarea secțiune vom vedea unele dintre aceste critici. Vom începe cu OSI, după care vom examina TCP/IP.

La momentul când a fost publicată a doua ediție a acestei cărți (1989), majoritatea experților în domeniu credeau că modelul și protocoalele OSI se vor impune peste tot și vor elimina orice concurent. Acest lucru nu s-a întâmplat. De ce? O privire spre lecțiile trecutului poate fi utilă. Aceste lecții pot fi rezumate astfel:

1. Ratarea momentului.
2. Tehnologii proaste.
3. Implementări proaste.
4. Politici proaste.

Ratarea momentului

Să vedem mai întâi prima problemă: ratarea momentului. Momentul la care se stabilește un standard este absolut critic pentru succesul acestuia. David Clark de la M.I.T. are o teorie asupra standardelor pe care o numește *Apocalipsa celor doi elefanți* și care este ilustrată în fig. 1-23.

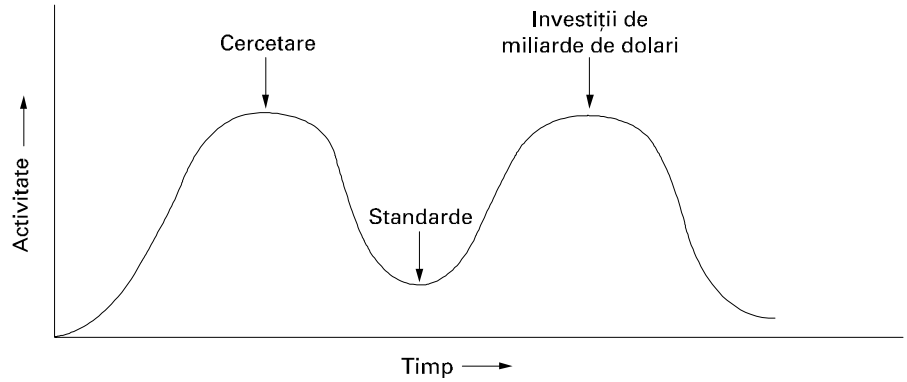


Fig. 1-23. Apocalipsa celor doi elefanți.

Această figură arată volumul de activitate desfășurată în jurul unui subiect nou. Când subiectul este lansat, are loc o explozie a activității de cercetare sub formă de discuții, articole și întâlniri. După un timp, cercetarea se reduce foarte mult, subiectul este descoperit de companii și piața cunoaște un val de investiții de miliarde de dolari.

Este esențial ca standardele să fie definite în intervalul dintre cei doi „elefanți". Dacă ele sunt definite prea devreme, înainte să se încheie cercetarea, atunci subiectul poate să nu fie încă destul de bine înțeles, ceea ce conduce la standarde proaste. Dacă ele sunt definite prea târziu, atunci probabil că atât de multe firme au făcut deja investiții majore realizând lucrurile altfel, încât standardele sunt efectiv ignorate. Dacă intervalul dintre cei doi elefanți este foarte scurt (pentru că toată lumea arde de nerăbdare să treacă la lucru), atunci cei care dezvoltă standardele pot fi prinși la mijloc și striviți.

Acum se vede că protocoalele OSI standard au fost strivite. La momentul apariției lor, protocoalele concurente TCP/IP erau deja folosite pe scară largă în universități, în cercetare. Înainte să vină valul investițiilor de miliarde de dolari, piața din domeniul academic era destul de dezvoltată pentru ca multe firme să înceapă, prudent, să ofere produse TCP/IP. Când a apărut OSI, firmele nu au mai vrut, decât forțate, să sprijine o a doua stivă de protocoale, și, prin urmare, n-au apărut nici un fel de oferte inițiale din partea lor. Fiecare firmă aștepta să înceapă celelalte firme, așa că până la urmă n-a mai început nici o firmă și fenomenul OSI nu s-a mai produs niciodată.

Tehnologii proaste

Al doilea motiv pentru care OSI n-a prins niciodată este că atât modelul cât și protocoalele au defecte. Opțiunea pentru șapte niveluri a fost mai mult politică decât tehnică , și două dintre niveluri (sesiune și prezentare) sunt aproape goale, în timp ce alte două (legătura de date și rețea) sunt prea aglomerate.

Modelul OSI, alături de protocoalele și definițiile de servicii asociate, este extraordinar de complex. Atunci când sunt puse unul peste altul, standardele tipărite au o grosime de câțiva zeci de centimetri. Standardele sunt, de asemenea, dificil de implementat și ineficiente în funcționare. În acest context îmi vine în minte o ghicitoare formulată de Paul Mockapetris și citată în (Rose, 1993):

Î: Ce obții când aplici un standard internațional unui gangster?
R: O persoană care îți face o ofertă pe care n-o poți înțelege.

Pe lângă faptul că este incomprehensibil, o altă problemă cu OSI este că unele funcții, cum sunt adresarea, controlul fluxului și controlul erorilor apar repetat în fiecare nivel. Saltzer ș.a. (1994), de exemplu, au arătat că, pentru a fi eficient, controlul erorilor trebuie făcut la nivelul cel mai înalt și că repetarea sa de atâtea ori în nivelurile de mai jos este adesea inutilă și ineficientă.

Implementări proaste

Dată fiind enorma complexitate a modelului și a protocoalelor, nu este de mirare în faptul că implementările inițiale erau uriașe, greoaie și ineficiente. Oricine le încerca se simțea ca opărit. Nu a trecut mult și lumea a asociat „OSI" cu „calitate slabă." Deși odată cu trecerea timpului produsele au devenit mai bune, imaginea s-a deteriorat.

Din contră, una din primele implementări de TCP/IP făcea parte din Berkeley UNIX și era destul de bună (ca să nu mai spunem că era și gratuită). Lumea a început să o folosească repede, ceea ce a determinat apariția unei comunități largi de utilizatori, ceea ce a dus mai departe la îmbunătățiri, iar aceasta a dus la o comunitate și mai numeroasă. În acest caz spirala nu cobora, ci urca.

Politici proaste

Din cauza implementării inițiale, multă lume, în special din mediul academic, a considerat TCP/IP ca o parte din Unix; iar în anii '80 Unix-ul era pentru oamenii din lumea academică cam la fel de popular ca paternitatea (numită apoi incorect maternitate) sau ca plăcinta cu mere.

OSI, pe de altă parte, a fost gândit ca o creație a ministerelor de telecomunicații europene, apoi a Comunității Europene și, mai târziu, a guvernului Statelor Unite. Această viziune s-a dovedit adevărată numai în parte; dar chiar ideea în sine - un grup de birocrați guvernamentali încercând să bage un standard inferior tehnic pe gâtul bieților cercetători și programatori care stau în tranșee și dezvoltă efectiv rețelele de calculatoare - nu a ajutat prea mult. Unii oameni au văzut această abordare în aceeași lumină în care a fost văzut IBM când a anunțat în anii '60 că PL/I era limbajul viitorului, sau DoD care a corectat IBM-ul anunțând că limbajul respectiv era de fapt Ada.

1.4.5 O critică a modelului de referință TCP/IP

Modelul și protocoalele TCP/IP au și ele problemele lor. Mai întâi, modelul nu face o distincție clară între conceptele de serviciu, interfață și protocol. O practică recomandabilă în ingineria programării este să se facă diferența între specificație și implementare, ceea ce OSI face cu multă atenție, pe când TCP/IP nu face. De aceea, modelul TCP/IP nu este un ghid prea bun de proiectare a rețelelor noi folosind tehnologii noi.

În al doilea rând, modelul TCP/IP nu este deloc general și nu este aproape deloc potrivit pentru descrierea altor stive de protocoale în afara celei TCP/IP. De exemplu, descrierea Bluetooth folosind modelul TCP/IP ar fi aproape imposibilă.

În al treilea rând, nivelul gazdă-rețea nu este deloc un nivel - în sensul normal în care este folosit termenul în contextul protocoalelor organizate pe niveluri - ci este o interfață (între nivelurile rețea și legătură de date). Distincția între o interfață și un nivel este crucială și de aceea trebuie să i se acorde atenția cuvenită.

În al patrulea rând, modelul TCP/IP nu distinge (și nici măcar nu menționează) nivelurile fizic și legătură de date. Acestea sunt complet diferite. Nivelul fizic are de-a face cu caracteristicile

transmisiei prin cablu de cupru, fibre optice sau radio. Rolul nivelului legătură de date este să delimiteze începutul și sfârșitul cadrelor și să le transporte dintr-o parte în alta cu gradul de siguranță dorit. Un model corect ar trebui să includă ambele niveluri ca niveluri separate. Modelul TCP/IP nu face acest lucru.

În sfârșit, deși protocoalele IP și TCP au fost atent gândite și bine implementate, multe din celelalte protocoale au fost construite ad-hoc, fiind în general opera câtorva absolvenți care tot „meștereau" la ele până oboseau. Implementările protocoalelor erau apoi distribuite gratuit; ca urmare, ele erau larg utilizate, fără să li se asigure suportul necesar, fiind de aceea greu de înlocuit. Unele protocoale au ajuns acum să fie mai mult o pacoste. Protocolul de terminal virtual, TELNET, de exemplu, a fost proiectat pentru un terminal teletype mecanic de zece caractere pe secundă. Cu toate acestea, 25 de ani mai târziu, protocolul este încă foarte utilizat.

Pentru a rezuma, în pofida acestor probleme, *modelul* OSI (mai puțin nivelurile sesiune și prezentare) s-a dovedit a fi excepțional de util pentru a discuta rețelele de calculatoare. Din contră, *protocoalele* OSI nu au devenit populare. Pentru TCP/IP este adevărată afirmația inversă: *modelul* este practic inexistent, dar *protocoalele* sunt larg utilizate. Dat fiind faptul că informaticienilor le place să prepare - și apoi să și mănânce - propria lor prăjitură, în această carte vom folosi un model OSI modificat, dar ne vom concentra în primul rând pe TCP/IP și alte protocoale înrudite cu el; de asemenea, vom folosi și protocoale mai noi, precum 802, SONET și Bluetooth. Modelul de lucru folosit în carte este modelul hibrid prezentat în fig. 1-24.

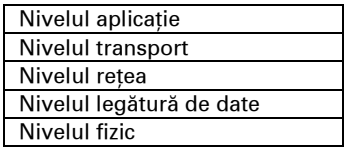


Fig. 1-24. Modelul hibrid de referință care va fi utilizat în această carte.

1.5 EXEMPLE DE REȚELE

Subiectul rețelelor de calculatoare acoperă diferite tipuri de rețele, mari și mici, arhicunoscute sau mai puțin cunoscute. Ele au scopuri, dimensiuni și tehnologii diverse. În următoarele secțiuni, vom studia câteva exemple, pentru a avea o idee despre varietatea pe care o poate regăsi oricine în domeniul rețelelor de calculatoare.

Vom porni cu Internet-ul, probabil cea mai cunoscută rețea, și vom studia istoria, evoluția și tehnologiile sale. Apoi vom discuta ATM, care este de multe ori utilizată în nucleul rețelelor (telefonice) mari. Din punct de vedere tehnic, este destul de diferită de Internet, ceea ce evidențiază un contrast interesant. Apoi vom introduce Ethernet, dominantă în cazul rețelelor locale. În final, vom studia IEEE 802.11, standardul pentru rețele fără cablu.

1.5.1 Internet

Internet-ul nu este deloc o rețea, ci o colecție vastă de rețele diverse, care utilizează anumite protocoale comune și oferă anumite servicii comune. Este un sistem neobișnuit prin aceea că nu a

fost planificat de nimeni și nu este controlat de nimeni. Pentru a-l înțelege mai bine, să pornim de la începuturi și să vedem cum s-a dezvoltat și de ce. Pentru o istorie foarte reușită a Internet-ului, este recomandată cartea lui John Naughton (2000). Este una dintre acele cărți rare care nu este numai plăcută la citit, dar are și 20 de pagini de ibid. și op.cit. pentru istoricii serioși. Unele dintre materialele de mai jos sunt bazate pe această carte.

Desigur, au fost scrise nenumărate cărți tehnice despre Internet, și despre protocoalele sale de asemenea. Pentru mai multe informații vedeți, de exemplu, (Maufer, 1999).

ARPANET-ul

Povestea începe la sfârșitul anilor 1950. În momentul în care Războiul Rece era la apogeu, DoD (Department of Defense, rom: Departamentul de Apărare al SUA) a vrut o rețea de comandă și control care să poată supraviețui unui război nuclear. La momentul acela, toate comunicațiile militare foloseau rețelele telefonice publice, care erau considerate vulnerabile. Motivul pentru o astfel de părere poate fi observat în fig. 1-25(a). Aici punctele negre reprezintă oficii de comutare, la ele fiind conectate mii de telefoane. Aceste oficii erau, la rândul lor, conectate la oficii de comutare de nivel mai înalt (oficii de taxare), pentru a forma o ierarhie națională cu un nivel scăzut de redundanță. Vulnerabilitatea sistemului consta în aceea că distrugerea câtorva oficii de taxare putea fragmenta sistemul în mai multe insule izolate.

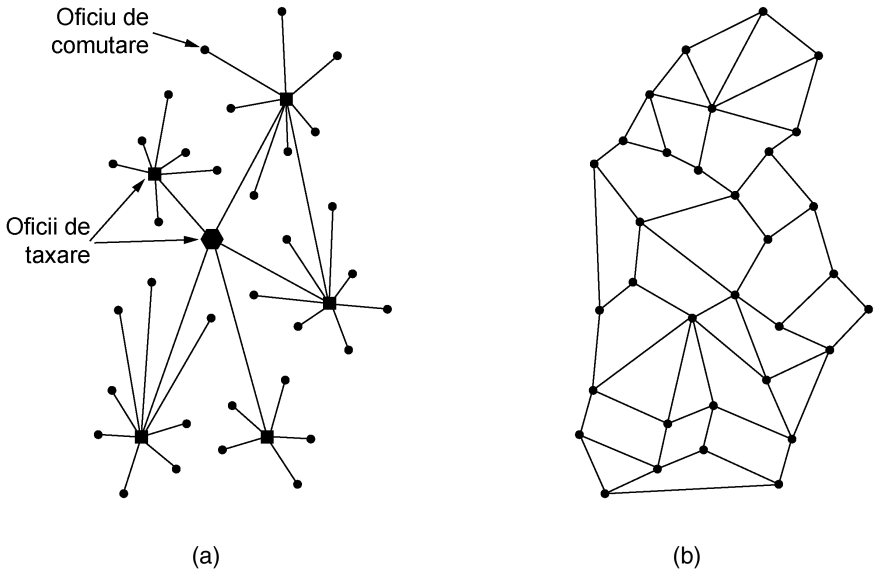


Fig. 1-25. (a) Structura sistemului de telefonie.
(b) Sistemul distribuit cu comutare al lui Baran.

În jurul anului 1960, DoD a oferit un contract corporației RAND pentru a găsi o soluție. Unul dintre angajații ei, Paul Baran, a venit cu ideea sistemului distribuit cu un nivel ridicat de toleranța la defecte, prezentat în fig. 1-25(b). Deoarece căile dintre oricare două oficii de comutare erau în acest caz mult mai lungi decât căile pe care semnale analogice puteau să circule fără distorsiuni, Baran a propus utilizarea unei tehnologii digitale cu comutare de pachete prin întregul sistem. Baran a scris câteva rapoarte pentru DoD în care a descris ideile sale în detaliu. Oficialii de la Pentagon au agreat

conceptul și au apelat la AT&T, apoi la monopolul național al telefoniei SUA pentru a construi un prototip. AT&T a desconsiderat imediat ideile lui Baran. Cea mai mare si cea mai bogata companie din lume nu avea de gând să permită unui tânăr oarecare să spună cum să se construiască un sistem de telefonie. Ei au declarat că sistemul propus de Baran nu poate fi construit, și ideea a fost abandonată.

Au mai trecut câțiva ani și DoD încă nu avea un sistem de comandă și control mai bun. Pentru a înțelege ceea ce s-a întâmplat în continuare trebuie să ne întoarcem în Octombrie 1957, când Uniunea Sovietică a întrecut SUA în domeniul spațial prin lansarea primului satelit artificial, Sputnik. Când președintele Eisenhower a încercat să afle cine adormise la comandă, a fost surprins să afle că Armata, Marina și Forțele Aeriene își disputau bugetul de cercetare al Pentagonului. Răspunsul lui imediat a fost crearea unei singure organizații de cercetare în domeniul apărării: ARPA (Advanced Research Projects Agency, rom: Agenția de Cercetare pentru Proiecte Avansate). ARPA nu avea nici oameni de știință, nici laboratoare; de fapt, nu avea decât un birou și un mic buget (după standardele Pentagonului). Își ducea misiunile la îndeplinire prin acordarea de granturi (fonduri pentru cercetare) și contracte universităților și companiilor ale căror idei păreau promițătoare.

În primii câțiva ani, ARPA a încercat să afle care îi era misiunea. În 1967, atenția directorului Larry Roberts a fost atrasă de domeniul rețelelor. A contactat diverși experți ca să decidă ce este de făcut. Unul dintre ei, Weslez Clark, a sugerat construirea unei subrețele cu comutare de pachete, dând fiecărei gazde propriul ruter, așa cum este ilustrat în fig. 1-12.

După un oarecare scepticism inițial, Roberts a adoptat ideea și a prezentat o lucrare destul de vagă despre ea la Simpozionul ACM SIGOPS ținut în Gatlinburg, Tennessee la sfârșitul lui 1967 (Roberts, 1967). Spre surprinderea lui Roberts, o altă lucrare prezentată la aceeași conferință descria un sistem similar, care nu numai că fusese proiectat, dar fusese și implementat sub comanda lui Donald Davies de la NPL (National Physical Laboratories, rom: Laboratoarele Naționale de cercetări în Fizică), Anglia. Sistemul propus de NPL nu era un sistem național (conecta numai câteva calculatoare în campusul NPL) dar demonstrase că comutarea de pachete poate fi funcțională. În plus, cita din rapoartele timpurii ale lui Baran care fuseseră desconsiderate la momentul respectiv. Roberts s-a întors de la Gatlinburg hotărât să construiască ceva ce urma să devină cunoscut sub numele de ARPANET.

Subrețeaua trebuia să fie formată din minicalculatoare numite **IMP**-uri (**Interface Message Processors** - procesoare de mesaje de interfață) conectate prin linii de transmisie. Pentru o siguranță mare, fiecare IMP trebuia legat la cel puțin alte două IMP-uri. Subrețeaua avea să fie o subrețea datagramă, astfel că dacă unele linii și IMP-uri se defectau, mesajele puteau fi redirijate automat pe căi alternative.

Fiecare nod al rețelei era format dintr-un IMP și dintr-o gazdă, aflate în aceeași încăpere și legate printr-un fir scurt. O gazdă putea să trimită mesaje de până la 8063 biți spre IMP-ul său, iar acesta descompunea apoi mesajele în pachete de cel mult 1008 biți și le retransmitea la destinație separat. Fiecare pachet era primit în întregime înainte de a fi reexpediat, astfel că subrețeaua a fost prima rețea electronică memorează-și-retransmite cu comutare de pachete.

ARPA a căutat apoi o ofertă pentru construirea subrețelei. Au depus oferte douăsprezece firme. După evaluarea tuturor propunerilor, ARPA a selectat BBN, o firmă de consultanță din Cambridge, Massachusetts, și în 1968 a încheiat cu aceasta un contract pentru construirea subrețelei și scrierea programelor de subrețea. BBN a decis să utilizeze pe post de IMP-uri minicalculatoare Honeywell DDP-316 special modificate, dispunând de o memorie internă de 12K cu cuvinte pe 16 biți. IMP-urile nu aveau discuri, pentru că părțile mobile erau considerate nesigure. IMP-urile au fost interco-

nectate prin linii de 56 Kbps închiriate de la companii de telefoane. Deși 56 Kbps este acum o variantă pentru adolescenții care nu își permit ADSL sau cablu, era cea mai bună alternativă a momentului respectiv.

Programele au fost împărțite în două: pentru subrețea și pentru gazde. Programele de subrețea cuprind gestionarea capătului dinspre IMP al conexiunii gazdă-IMP, protocolul IMP-IMP și un protocol sursă IMP - destinație IMP, proiectat pentru a mări siguranța. Proiectul inițial al rețelei ARPANET este prezentat în fig. 1-26.

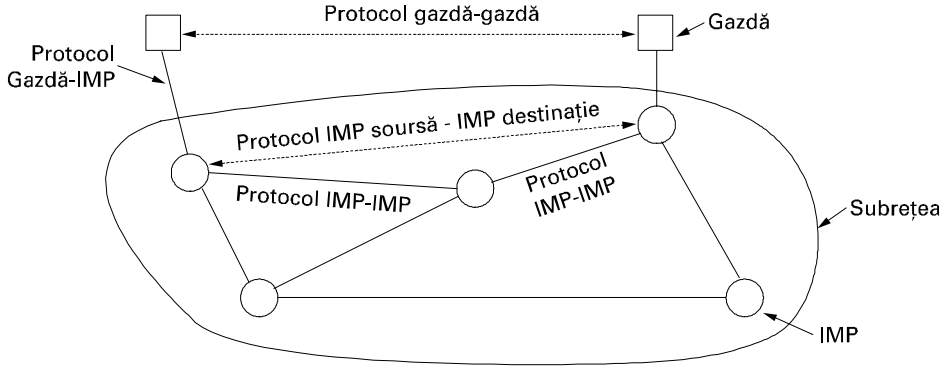


Fig. 1-26. Proiectul inițial al rețelei ARPANET.

Și în afara subrețelei erau necesare programe: gestionarea capătului dinspre gazdă al conexiunii gazdă-IMP, protocolul gazdă-gazdă și programe de aplicație. În scurt timp, a devenit clar că BBN considera sarcina sa încheiată din momentul în care acceptase un mesaj pe un fir gazdă-IMP și îl plasase pe firul gazdă-IMP destinație.

Robets avea o nouă problemă: gazdele aveau și ele nevoie de programe. Pentru a rezolva aceasta problemă, el a convocat o adunare a cercetătorilor în rețele, majoritatea fiind tineri absolvenți de facultate, la Snowbird, în Utah, în vara anului 1969. Absolvenții se așteptau ca niște experți în rețele să le explice proiectarea și software-ul rețelei și ca fiecare din ei să primească după aceea sarcina de a scrie o parte din programe. Au rămas însă muți de uimire când au constatat că nu exista nici un expert în rețele și nici o proiectare serioasă. Trebuiau să își dea seama singuri ce au de făcut.

Cu toate acestea, în decembrie 1969 începea deja să funcționeze o rețea experimentală cu patru noduri, la UCLA, UCSB, SRI și Universitatea din Utah. Au fost alese aceste patru instituții pentru că toate aveau un număr mare de contracte cu ARPA și toate aveau calculatoare gazdă diferite și complet incompatibile (doar ca treaba să fie mai amuzantă). Pe măsură ce se aduceau și se instalau mai multe IMP-uri, rețeaua creștea rapid; în scurt timp, s-a întins pe tot spațiul Statelor Unite. Fig. 1-27 arată cât de repede a crescut ARPA în primii 3 ani.

Pe lângă ajutorul oferit pentru dezvoltarea tânărului ARPANET, ARPA a finanțat de asemenea cercetări în domeniul rețelelor de sateliți și rețelelor mobile radio cu pachete. Într-o faimoasă demonstrație, un camion care circula în California folosea rețeaua radio cu pachete pentru a trimite mesaje către SRI, aceste mesaje erau retransmise apoi prin ARPANET pe Coasta de Est, iar de aici mesajele erau expediate către University College din Londra prin rețeaua de sateliți. Acest lucru permitea unui cercetător din camion să utilizeze un calculator din Londra în timp ce călătorea prin California.

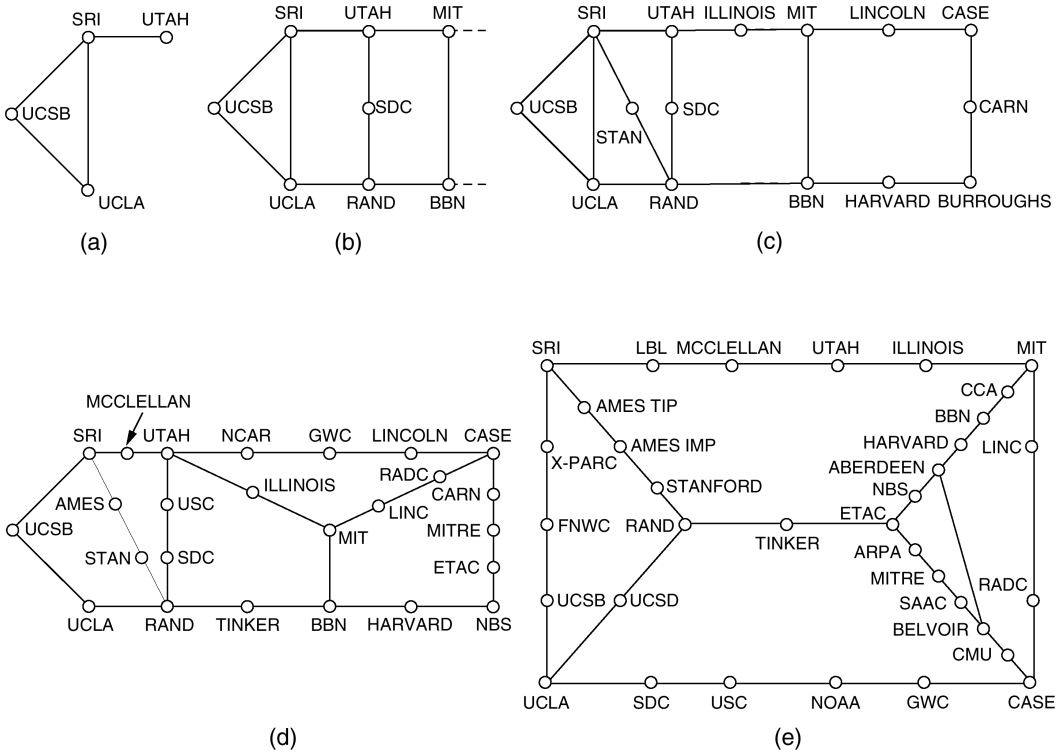


Fig. 1-27. (a) Dec.. 1969. (b) Iulie 1970. (c) Martie 1971. (d) Aprilie 1972. (e) Sept. 1972.

Acest experiment a demonstrat totodată că protocoalele ARPANET existente nu erau potrivite pentru a rula pe mai multe rețele. Observația a condus la noi cercetări asupra protocoalelor, culminând cu invenția modelului și protocoalelor TCP/IP (Cerf și Kahn, 1974). TCP/IP a fost proiectat special pentru a trata comunicarea prin inter-rețele, un lucru care devenea din ce în ce mai important, pe măsură ce tot mai multe rețele erau legate la ARPANET.

Pentru a încuraja adoptarea acestor noi protocoale, ARPA a semnat câteva contracte cu BBN și cu University of California din Berkeley pentru a integra protocoalele în Berkeley UNIX. Cercetătorii de la Berkeley au dezvoltat o interfață de programare a rețelei (soclurile) și au scris numeroase aplicații, utilitare și programe de administrare care să simplifice interconectarea.

Momentul era ideal. Multe universități tocmai achiziționaseră un al doilea sau al treilea calculator VAX și un LAN care să le conecteze, dar nu aveau nici un fel de programe de interconectare. Când a apărut 4.2BSD, cu TCP/IP, socluri și multe utilitare de rețea, pachetul complet a fost adoptat imediat. Mai mult chiar, folosind TCP/IP, LAN-urile se puteau lega simplu la ARPANET și multe LAN-uri au făcut acest lucru.

În anii ‘80 au fost conectate la ARPANET multe alte rețele, în special LAN-uri. Pe măsură ce creștea dimensiunea rețelei, găsirea gazdelor devenea tot mai costisitoare; de aceea, a fost creat **DNS** (**Domain Name System**, rom: Sistemul Numelor de Domenii), care organiza mașinile în domenii și punea în corespondență numele gazdelor cu adrese IP. De atunci încoace, DNS a ajuns să

fie un sistem de baze de date distribuit, generalizat, folosit pentru a memora diverse informații referitoare la procedurile de atribuire a numelor. Vom studia detaliat acest sistem în cap. 7.

NSFNET

La sfârșitul anilor 1970, NSF (U.S. National Science Foundation, rom: Fundația Națională de Știință din SUA) a remarcat impactul imens pe care ARPANET-ul îl avea asupra cercetării universitare, rețeaua permițând savanților din toată țara să partajeze date și să colaboreze la proiecte de cercetare. Dar, pentru a se conecta la ARPANET, o universitate trebuia să aibă un contract de cercetare cu DoD, iar multe universități nu aveau. Răspunsul NSF a fost proiectarea unui succesor al ARPANET care să fie deschis tuturor grupurilor de cercetare din universități. Pentru a avea ceva concret de la care să pornească, NSF a decis să construiască o rețea tip coloană vertebrală (backbone) pentru a conecta cele 6 centre de supercalculatoare pe care le deținea în San Diego, Boulder, Champaign, Pittsburgh, Ithaca, Princeton. Fiecărui calculator i s-a dat un frate mai mic, care era de fapt un microcalculator LSI-11 denumit **fuzzball**. Aceste fuzzball-uri erau conectate cu linii închiriate de 56 Kbps și formau o subrețea , care folosea aceeași tehnologie ca și ARPANET. Tehnologia programelor era însă diferită: fuzzball-urile au fost proiectate pentru a conversa direct folosind TCP/IP, ceea ce a condus la crearea primei rețele pe arie larga bazată pe TCP/IP (TCP/IP WAN).

NSF a finanțat, de asemenea, un număr de (aproximativ 20, până la urmă) rețele regionale care se conectau la coloana vertebrală, permițând utilizatorilor din mii de universități, laboratoare de cercetare, biblioteci și muzee să acceseze oricare dintre supercalculatoare și să comunice între ei. Rețeaua completă, care includea coloana vertebrală și rețelele regionale, a fost numită **NSFNET**. Aceasta a fost conectată la ARPANET printr-o legătură între un IMP și un fuzzball din laboratorul de la Carnegie-Mellon. Prima coloană vertebrală NSFNET este ilustrată în fig. 1-28.

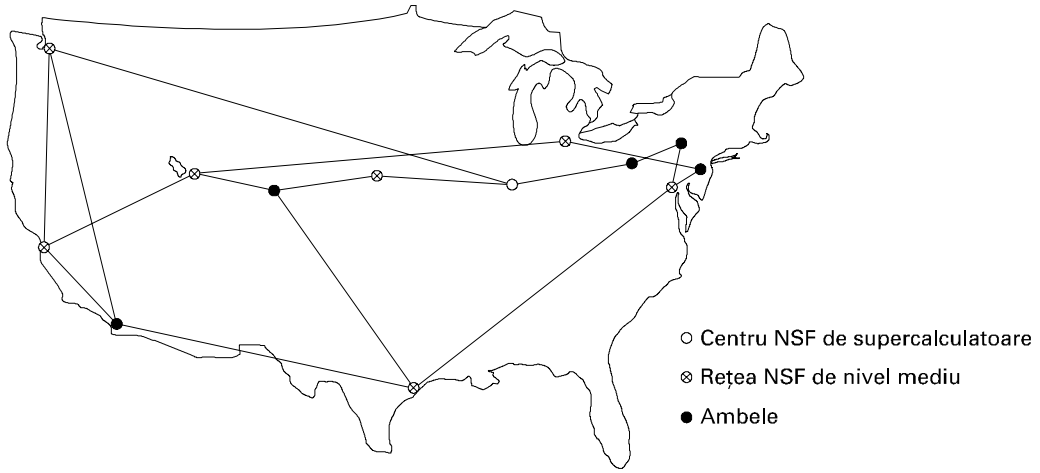


Fig. 1-28. Coloana vertebrală NSFNET în 1988.

NSFNET-ul a reprezentat un succes foarte rapid și a fost suprasolicitat din clipa în care a început să funcționeze. NSF a început imediat să planifice succesorul NSFNET-ului și a semnat un contract cu consorțiul MERIT cu sediul în Michigan. Pentru realizarea coloanei vertebrale numărul 2, au fost închiriate de la MCI (care a fuzionat între timp cu WorldCom) canale cu fibre optice de 448 Kbps. Ca rutere s-au folosit IBM PC-RT. Și această rețea a devenit curând supraîncărcată, drept care, în 1990, a doua coloană vertebrală a fost adusă la viteza de 1.5 Mbps.

Dar creșterea a continuat, iar NSF a realizat că guvernul nu poate finanța interconectările la nesfârșit. În plus, o serie de organizații comerciale erau interesate să se conecteze, dar statutul NSF le interzicea să se lege la rețele finanțate de NSF. În consecință, NSF a încurajat MERIT, MCI și IBM să formeze o corporație nonprofit, **ANS** (**Advanced Networks and Services**, rom: rețele și servicii avansate), ca un pas pe drumul spre comercializare. În 1990, ANS a preluat NSFNET și a înlocuit legăturile de 1.5 Mbps cu legături de 45 Mbps, formând **ANSNET**. Această rețea a funcționat timp de 5 ani și apoi a fost cumpărată de America Online. Dar până atunci, diverse companii ofereau deja servicii IP comerciale și era clar că guvernul trebuia să se retragă din afacerea cu rețele.

Ca să ușureze tranziția și ca să fie sigur că orice rețea regională putea comunica cu orice altă rețea regională, NSF a semnat contracte cu patru operatori de rețele diferiți în vederea stabilirii unui **NAP** (**Network Access Point**, rom: punct de acces la rețea). Acești operatori erau PacBell (San Francisco), Ameritech (Chicago), MFS (Washington, D.C.), și Sprint (New York City, unde - din rațiuni legate de NAP - Pennsauken, N.J. se consideră New York City). Fiecare operator de rețea care dorea să ofere servicii de infrastructură pentru rețelele regionale NSF trebuia să se lege la toate NAP-urile.

De aceea, pentru a ajunge de la NAP-ul său la NAP-ul destinației, un pachet trimis din orice rețea regională putea opta între mai multe companii care oferă servicii de transmisie pe coloana vertebrală. În consecință, pentru a fi alese de rețelele regionale, companiile de comunicații au fost forțate să intre în competiție pe baza serviciilor și prețurilor practicate - bineînțeles, aceasta era ideea. Ca rezultat, conceptul unei singure rețele de tip coloană vertebrală a fost înlocuit de o infrastructură competitivă condusă de criterii comerciale. Multora le place să critice Guvernul Federal pentru că nu este destul de inovator, dar în zona rețelelor, DoD și NSF au fost cele care au creat infrastructura care a stat la bazele formării Internet-ului și apoi a cedat-o industriei pentru operare și exploatare.

În timpul anilor 1990, multe alte țări și regiuni construiesc și ele rețele naționale, de multe ori modelate chiar după ARPANET și NSFNET. Acestea includ EuropaNET și EBONE în Europa, care au pornit cu linii de 2 Mbps și apoi au avansat până la linii de 34 Mbps. În cele din urmă, și infrastructura de rețea din Europa a fost cedată industriei spre operare și exploatare.

Folosirea Internet-ului

Numărul rețelelor , mașinilor și utilizatorilor conectați la ARPANET a crescut rapid după ce TCP/IP a devenit, la 1 ian. 1983, unicul protocol oficial. Când au fost conectate NSFNET și ARPANET, creșterea a devenit exponențială. S-au alăturat multe rețele regionale și s-au realizat legături cu rețele din Canada, Europa și Pacific.

Cândva, pe la mijlocul anilor 1980, lumea a început să vadă colecția de rețele ca fiind un internet, iar apoi ca fiind Internet-ul; nu a existat însă nici un toast oficial cu politicieni desfăcând sticle de șampanie.

Substanța care ține legat Internet-ul este modelul de referință TCP/IP și stiva de protocoale TCP/IP. TCP/IP face posibile serviciile universale, putând fi comparată cu adoptarea lățimii standard pentru căile ferate în secolul 19 sau cu adoptarea protocoalelor comune de semnalizare de către toate companiile telefonice.

Ce înseamnă de fapt să fii pe Internet? Definiția noastră este că o mașină este pe Internet dacă folosește stiva de protocoale TCP/IP, are o adresă IP și are posibilitatea de a trimite pachete IP către toate celelalte mașini de pe Internet. Simpla posibilitate de a trimite și primi poștă electronică nu este suficientă, deoarece poșta electronică este redirectată către multe rețele din afara Internet-ului. Oricum, subiectul este cumva umbrit de faptul că milioane de calculatoare personale pot să apeleze

un furnizor de servicii Internet folosind un modem, să primească o adresă IP temporară și apoi să trimită pachete IP spre alte gazde. Are sens să privim asemenea mașini ca fiind pe Internet numai atâta timp cât ele sunt conectate la ruterul furnizorului de servicii.

Tradițional (însemnând din 1970 până în jurul lui 1990), Internet-ul și predecesorii săi au avut patru aplicații principale, după cum urmează:

1. **Poșta electronică**. Facilitatea de a compune, trimite și primi poștă electronică a existat din primele zile ale ARPANET-ului și este extrem de populară. Mulți oameni primesc zeci de mesaje pe zi și consideră poșta electronică principalul lor mijloc de a interacționa cu lumea exterioară, depășind de departe telefonul și poșta obișnuită. Programele de poștă electronică sunt astăzi disponibile practic pe orice tip de calculator.
2. **Știri**. Grupurile de știri sunt forumuri specializate în care utilizatorii cu un anumit interes comun pot să facă schimb de mesaje. Există mii de grupuri de știri, pe subiecte tehnice sau non-tehnice incluzând calculatoarele, știința, divertismentul și politica. Fiecare grup de știri are eticheta, stilul și obiceiurile sale proprii și nenorocirile se vor abate asupra celor care le încalcă.
3. **Conectare la distanță**. Folosind programe ca telnet, rlogin sau ssh, utilizatorii aflați oriunde pe Internet pot să se conecteze la orice mașină pe care au un cont.
4. **Transfer de fișiere**. Copierea fișierelor de pe o mașină din Internet pe alta este posibilă utilizând programul FTP. În acest fel sunt disponibile extrem de multe articole, baze de date și alte informații.

Până la începutul anilor 1990 Internet-ul a fost foarte populat cu cercetători din domeniul academic, guvernamental și industrial. O aplicație nouă, **WWW** (**World Wide Web**), a schimbat total situația și a adus în rețea milioane de noi utilizatori care nu fac parte din mediul academic. Această aplicație, inventată de fizicianul Tim Berners Lee de la CERN, nu a modificat nici una din facilitățile existente, în schimb le-a făcut mai ușor de folosit. Împreună cu programul de navigare Mosaic, scris la Centrul Național pentru Aplicațiile Supercalculatoarelor, WWW-ul a făcut posibil ca un sit să pună la dispoziție un număr de pagini de informații conținând text, poze, sunet și chiar video, în fiecare pagină existând legături către alte pagini. Printr-un clic pe o legătură, utilizatorul este imediat transportat la pagina indicată de legătură. De exemplu, multe firme au o pagină principală cu intrări care trimit la alte pagini pentru informații asupra produselor, liste de prețuri, reduceri, suport tehnic, comunicare cu angajații, informații despre acționari și multe altele.

Într-un timp foarte scurt au apărut numeroase alte tipuri de pagini: hărți, tabele cu cotații la bursă, cataloage de bibliotecă, programe radio înregistrate și chiar o pagină care oferă legături spre textele complete ale multor cărți cărora le-au expirat drepturile de autor (Mark Twain, Charles Dickens, etc.). De asemenea, mulți oameni au pagini personale (home pages).

Mare parte din creșterea Internetului în timpul anilor 1990 a fost alimentată de companii denumite **ISP** (Internet Service Providers, rom: Furnizori de Servicii Internet). Acestea sunt companii care oferă utilizatorilor individuali posibilitatea de a apela, de acasă, una dintre mașinile furnizorului și de a se conecta la Internet, obținând în consecință acces la poșta electronica, WWW și alte servicii similare. La sfârșitul anilor 1990, aceste companii au înregistrat zeci de milioane de noi utilizatori în fiecare an, modificând astfel complet caracterul rețelei, care s-a transformat dintr-o rețea academică și militară într-o utilitate publică, precum sistemul de telefonie. Numărul actual al utilizatorilor Internet nu este cunoscut, dar este cu siguranță de ordinul sutelor de milioane la nivel mondial și probabil că va ajunge la un miliard în curând.

Arhitectura Internet

În această secțiune vom încerca să aruncăm o scurtă privire de ansamblu asupra Internet-ului de astăzi. Din cauza multor fuziuni între companiile de telefoane și companiile ISP, apele au devenit tulburi. și este de cele mai multe ori dificil de precizat care sunt atribuțiile fiecăruia, cine ce anume are de făcut. În consecință această descriere va fi simplificată în raport cu realitatea efectivă. Imaginea de ansamblu este prezentată în fig. 1-29. În continuare, vom analiza această figură bucată cu bucată.

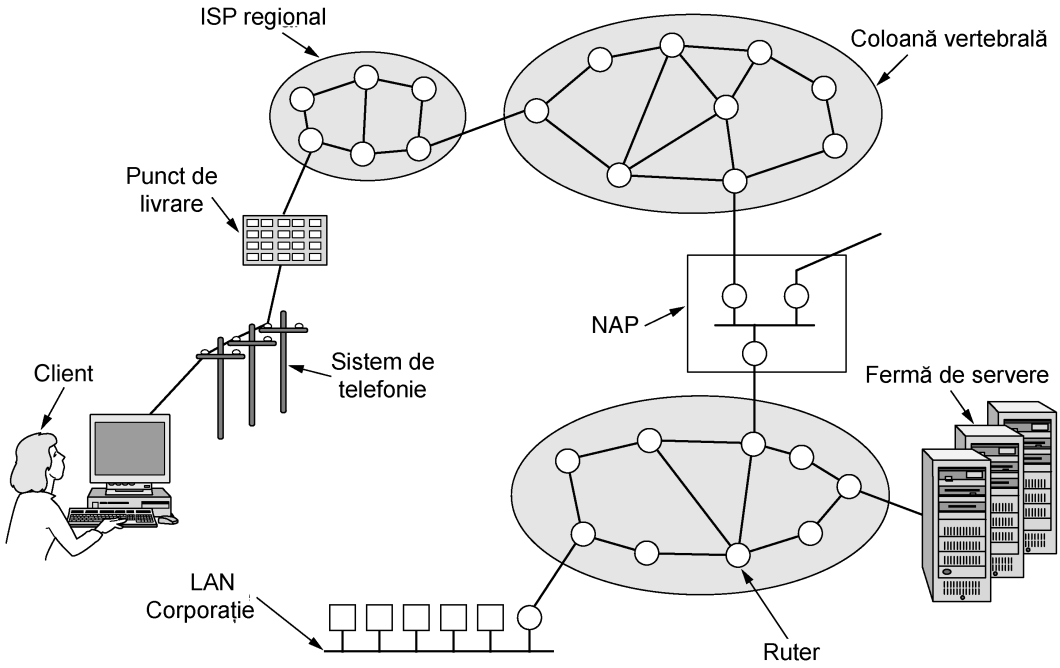


Fig. 1-29. Privire de ansamblu asupra Internet-ului.

Un bun punct de pornire este sistemul propriu al clientului. Să presupunem că acest client sună la ISP-ul său printr-o linie telefonică, așa cum se vede în fig. 1-29. Modemul este o placă din PC-ul clientului care convertește semnalele digitale pe care le produce calculatorul în semnale analogice care pot circula fără probleme prin sistemul telefonic. Aceste semnale sunt transferate la punctul de livrare (POP) al ISP-ului, unde sunt preluate din sistemul telefonic și injectate în rețeaua regionala a ISP. De aici înainte, sistemul este în întregime digital și folosește comutarea de pachete. Daca ISP-ul este același cu furnizorul local de telefonie, punctul de livrare va fi localizat, probabil, chiar în oficiul de comutare al serviciului telefonic, punctul în care se termină firul de telefon al utilizatorului. Chiar dacă ISP-ul nu este același cu furnizorul local de telefonie, punctul de livrare poate fi doar la distanță de câteva oficii de comutare.

Rețeaua regională a ISP este formată prin interconectarea ruterelor din diverse orașe pe care le deservește compania. Dacă pachetul este destinat unei gazde deservite direct de către rețeaua ISP, pachetul va fi livrat direct gazdei. Altfel, el este livrat în continuare operatorului care furnizează companiei ISP servicii de comunicare prin coloana vertebrală (backbone) a rețelei.

În partea superioară a acestei ierarhii sunt operatorii principali de la nivelul de coloană vertebrală a rețelei, companii precum AT&T sau Sprint. Aceștia operează coloane vertebrale mari, internaționale, cu mii de rutere conectate prin fibra optică cu bandă largă de transfer. Corporațiile mari și firmele care oferă servicii de găzduire (hosting), utilizează ferme de servere (mașini care pot servi mii de pagini Web pe secundă) sunt conectate adeseori direct la nivelul coloanei vertebrale. Operatorii încurajează această conectare directă prin închirierea de spații în ceea ce se numește **„hotelul companiei de transport”** (**carrier hotel**), și reprezintă de cele mai multe ori **sertare** (**racks**) pentru echipamente aflate în aceeași cameră cu ruterul, pentru a permite conexiuni scurte și rapide între fermele de servere si coloana vertebrală a rețelei.

Dacă un pachet trimis în coloana vertebrală este destinat unui ISP sau unei companii deservite de aceeași coloană, el este transmis celui mai apropiat ruter. Oricum există multe astfel de coloane vertebrale în întreaga lume, astfel încât un pachet poate să treacă într-o coloană concurentă. Pentru a permite pachetelor să treacă dintr-o coloană în alta, toate aceste coloane principale sunt conectate în NAP-urile (Network Access Point, rom: Punct de acces în rețea) discutate mai devreme. În principiu, un NAP este o cameră plină cu rutere, cel puțin unul pentru fiecare coloană vertebrală conectată. O rețea locală camerei conectează toate aceste rutere, astfel încât pachetele să poată fi retransmise din orice coloană în orice altă coloană. În afară de interconectarea în NAP-uri, coloanele vertebrale de dimensiuni mari au numeroase conexiuni directe între ruterele lor, tehnică denumită **conectare privată** (**private peering**). Unul dintre multiplele paradoxuri ale Internet-ului este acela că ISP-urile care sunt la nivel public în competiție pentru clienți, cooperează de cele mai multe ori pentru a realiza astfel de conectări private (private peering) (Metz, 2001).

Astfel se încheie acest scurt tur de orizont asupra Internet-ului. Vom avea multe de spus despre componentele individuale și proiectarea lor, despre algoritmi și despre protocoale în capitolele următoare. Merită de asemenea menționat în trecere că anumite companii și-au interconectat toate rețelele interne existente, folosind de multe ori aceleași tehnologii ca și Internet-ul. Aceste **intranet-uri** sunt accesibile de cele mai multe ori numai din interiorul companiei, dar altfel funcționează la fel ca Internet-ul.

1.5.5 Rețele orientate pe conexiune

Încă de la începuturile domeniului rețelelor, există un război între cei care susțin subrețelele fără conectare (de exemplu datagramele) și cei care susțin subrețelele orientate pe conexiune. Susținătorii subrețelelor fără conexiune provin din comunitatea ARPANET/Internet. Amintiți-vă că dorința inițială a DoD în finanțarea și construirea ARPANET a fost să aibă o rețea care să continue să funcționeze chiar și după ce mai multe lovituri nucleare îndreptate direct împotriva ei au distrus numeroase rutere si linii de transmisie. De aceea, toleranța la defecte se afla pe primele poziții ale listei de priorități; taxarea clienților nu exista pe acea listă. Această abordare a condus la o proiectare fără conexiune în care fiecare pachet era rutat independent de orice alt pachet. Ca o consecință, dacă anumite rutere se defectează în timpul unei sesiuni, nu apare nici o problemă atâta timp cât sistemul se poate reconfigura singur, dinamic, astfel încât pachetele următoare să găsească o rută către destinație, chiar dacă ea este diferită de cea utilizată până la momentul respectiv.

Tabăra celor care susțin rețelele orientate conexiune provine din lumea comunicațiilor pe linii telefonice. În sistemul telefonic, un utilizator trebuie să formeze numărul pe care dorește să îl apeleze și să aștepte formarea unei conexiuni înainte de a vorbi sau de a transmite date. Aceasta fază de conectare stabilește o rută prin sistemul telefonic, rută care va fi menținută până când apelul este în-

cheiat. Toate cuvintele sau pachetele de date urmează aceeași rută. Dacă o linie sau un comutator de pe respectiva cale se defectează, apelul este încheiat forțat. Aceasta proprietate era exact cea care nu convenea deloc Departamentului de Apărare.

De ce sunt companiile organizate astfel? Din două motive:

1. Calitatea serviciilor
2. Facturarea

Prin setarea unei conexiuni în avans, subrețeaua poate rezerva resurse precum zone tampon de memorie sau capacitatea de procesare a procesorului din ruter. Dacă se face o încercare de a iniția un apel și nu se găsesc suficiente resurse disponibile, apelul este rejectat și apelantul primește un fel de semnal de „ocupat". În acest fel, de îndată ce conexiunea a fost stabilită, conexiunea va obține servicii bune din punct de vedere calitativ. Într-o rețea fără conexiune, dacă prea multe pachete ajung la același ruter în același moment, ruterul va fi sufocat și, probabil, va pierde din pachete. Eventual, utilizatorul va observa și le va retrimite, dar calitatea serviciilor va fi proastă și deloc potrivită pentru comunicații audio sau video, cu excepția cazurilor în care rețeaua este doar foarte puțin încărcată. Nu mai este nevoie să precizăm că pentru companii calitatea de transmitere a semnalului audio este un parametru extrem de important, și de aceea preferă rețelele orientate pe conexiune.

Cel de-al doilea motiv pentru care companiile de telefonie preferă serviciile orientate pe conexiune este acela că sunt obișnuite să taxeze utilizatorul în funcție de timpul de conexiune. Atunci când se face un apel la distanță (chiar și local, dar în afara Americii de Nord) taxarea se face la minut. La apariția rețelelor, aceste companii au fost automat atrase în acest sistem, în care taxarea la minut era ușor de făcut. Dacă trebuie stabilită o conexiune înainte de transmisia propriu-zisă a datelor, ceasul de taxare este pornit. Dacă nu există conexiune, nu poți fi taxat pentru ea.

Culmea, menținerea sistemului de taxare este foarte scumpă. Dacă o companie de telefonie ar trebui să adopte o schemă de plată cu rate lunare fixe, fără a ține cont de numărul de apeluri și fără a ține evidența facturărilor pe convorbire, cu siguranță s-ar economisi sume mari de bani, în ciuda creșterii însemnate a numărului de apeluri care va rezulta. Factorii politici, de reglementare și de altă natură sunt însă împotrivă. Destul de interesant este că o astfel de politică este funcțională în alte sectoare. De exemplu, cablul TV este facturat cu o rată lunară fixă, indiferent de cât de mult te uiți la televizor. Ar fi putut să fie proiectat și având la bază un principiu plată-pentru-utilizare (pay-per-view), dar nu s-a făcut așa, în parte și din cauza cheltuielilor impuse de o asemenea strategie de facturare (dată fiind calitatea slabă a majorității televiziunilor, trebuie luat în considerare chiar și factorul „jenă"). Un alt exemplu sunt parcurile tematice care încasează o taxă de intrare zilnică, spre deosebire de caravane, care taxează plimbarea.

Acestea fiind spuse, nu va fi o surpriză că toate rețelele proiectate de industria de telefonie au avut subrețele orientate pe conexiune. Ceea ce este probabil surprinzător este că și Internet-ul deviază în aceasta direcție, pentru a oferi o calitate mai bună pentru serviciile audio și video. Vom reveni la acest subiect în cap. 5. Dar, să examinăm în continuare câteva rețele orientate pe conexiune.

X.25 și Frame Relay (releu de cadre)

Primul exemplu de rețea orientată conexiune este X.25, care a fost prima rețea publică de date. A fost dată în folosință în anii 1970, într-un moment în care serviciile telefonice erau un monopol peste tot, și compania de telefonie din fiecare țară se aștepta să existe și o rețea de date unică în țară – a lor. Pentru a folosi X.25, un calculator a stabilit mai întâi o conexiune cu calculatorul aflat la distanță, adică a făcut un apel telefonic. Pentru această conexiune s-a alocat un număr de conexiune

folosit apoi în transferul pachetelor de date (deoarece pot fi deschise mai multe conexiuni în același timp). Pachetele de date erau foarte simple, fiind formate dintr-un antet de 3 ... 128 de octeți de date. În antet se regăsea un număr de conexiune de 12 biți, un număr de secvență al pachetului, un număr de confirmare pozitivă (ACK) și câțiva biți oarecare. Rețelele X.25 au funcționat aproape un deceniu cu un oarecare succes.

În anii 1980, rețelele X.25 au fost înlocuite pe scară largă cu un nou tip de rețea, denumit **Frame Relay** (Releu de Cadre). În esență, este vorba de o rețea orientată pe conexiune, fără control al erorilor și fără control al fluxului de date. Deoarece era orientată pe conexiune, pachetele erau furnizate în ordine (dacă erau furnizate). Aceste caracteristici – distribuire de pachete în ordine, lipsa de control al erorilor, lipsa de control al fluxului au făcut ca Frame Relay să se asemene cu o rețea locală de dimensiuni mari. Aplicația cea mai importantă a fost interconectarea rețelelor locale aflate în diverse birouri ale companiilor. Deși Frame Relay a avut parte de un succes modest, este folosit și astăzi în anumite companii.

ATM (Asynchronous Transfer Mode)

Încă o rețea orientată pe conexiune – una mult mai importantă de această dată – este ATM (ATM Asynchronous Transfer Mode, rom: Mod de Transfer Asincron). Acest nume, oarecum ciudat, este justificat prin aceea că, în timp ce în rețelele telefonice majoritatea transmisiilor sunt sincrone (strâns legate de un semnal de ceas), în rețelele ATM transmisiile nu sunt sincrone.

ATM a fost proiectat la începutul anilor 1990 și lansat la mijlocul acestei perioade incredibile (Ginsburg, 1996; Goralski, 1995; Ibe, 1997; Kim et al., 1994; at Stallings, 2000). ATM urma să rezolve toate problemele de rețele și telecomunicații ale lumii, unificând transmisiile de voce, date, televiziune prin cablu, telex, telegraf, porumbei mesageri, cutii de conserve conectate prin sfori, semnale cu fum, și orice altceva într-un singur sistem integrat care să poată face totul pentru toată lumea. Nu s-a întâmplat. În mare parte, problemele erau similare cu acelea care au fost descrise mai devreme în ceea ce privește OSI, adică: ratarea momentului, tehnologii slabe, implementări ineficiente, politici proaste. După ce tocmai învinseseră companiile telefonice în runda I, mulți membri din comunitatea Internet au văzut ATM-ul pe poziția Internet-ului în lupta cu companiile mixte telefonie-ISP: Următorul. Dar nu a fost așa, și de această dată chiar și cei mai fanatici susținători ai datagramelor au trebuit să recunoască faptul că Internet-ul lăsa mult de dorit în privința calității serviciilor. Pentru a scurta povestea, ATM a înregistrat un succes mult mai mare decât OSI și este acum utilizat pe scară largă în cadrul sistemelor de telefonie, adeseori vehiculând chiar pachete IP. Deoarece ATM este utilizat la ora actuală de majoritatea companiilor numai pentru operațiile de rutare și transport intern, în cele mai multe cazuri utilizatorii nu sunt conștienți de existența lui, chiar dacă el este operațional.

Circuite virtuale ATM

Deoarece rețelele ATM sunt orientate pe conexiune, transmisia datelor necesită mai întâi transmisia unui pachet pentru inițializarea conexiunii. Pe măsură ce pachetul de inițializare circulă prin subrețea, toate ruterele de pe drumul pe care îl parcurge își creează câte o înregistrare în tabelele de dirijare în care înregistrează existența conexiunii și rezervă resursele necesare pentru ea. Conexiunile sunt de cele mai multe ori denumite circuite virtuale, în analogie cu circuitele fizice utilizate în sistemele de telefonie. Majoritatea rețelelor ATM suportă și circuite virtuale permanente, care sunt conexiuni permanente între două gazde aflate la distanță. Acestea sunt similare cu liniile închiriate din lumea telefoniei. Fiecare conexiune, fie ea temporară sau permanentă, are un identificator de conexiune unic. Un circuit virtual este prezentat în fig. 1-30.

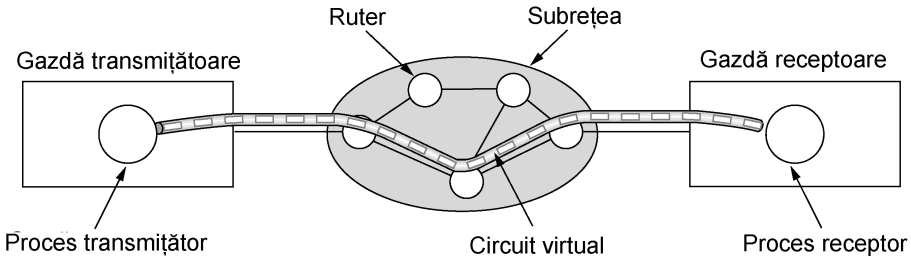


Fig. 1-30. Un circuit virtual

Îndată ce o conexiune a fost stabilită, oricare dintre părți poate să înceapă să transmită date. Ideea de bază în cazul rețelelor ATM este să se transmită toate informațiile în pachete mici, de dimensiune fixă, denumite celule (cells). Celulele au 53 de octeți, din care 5 octeți reprezintă antetul, iar restul de 48 reprezintă încărcătura efectivă, după cum se poate vedea în figura1-31. O parte din antet reprezintă identificatorul de conexiune, astfel încât atât transmițătorul cât și receptorul, precum și toate ruterele intermediare pot ști corespondența dintre celule și conexiuni (care celule aparțin cărei conexiuni). Această informație permite fiecărui ruter să dirijeze fiecare celulă pe care o primește. Dirijarea celulelor este implementată direct în partea hardware a ruterelor și este o operație rapidă. De fapt, argumentul principal în alegerea de celule de dimensiune fixă este acela că este mai ușor de construit partea hardware pentru dirijare dacă ea are de a face cu pachete scurte și egale ca dimensiune. Pachetele IP de lungime variabilă trebuie dirijate de programe (software), proces care este mai lent. Un alt avantaj al rețelelor ATM este acela că partea hardware poate fi configurată să multiplice o celulă pe care o primește la intrare pe mai multe linii de ieșire, o proprietate obligatorie în cazul în care trebuie abordată transmisia unui program de televiziune difuzat către mai mulți receptori. La urma urmei, celulele mici nu blochează nici o linie pentru prea mult timp, ceea ce face garantarea calității serviciilor mai ușoară.

Toate celulele urmează aceeași cale către destinație. Livrarea celulelor nu este garantată, dar ordinea lor da. Dacă doua celule 1 și 2 sunt transmise în această ordine (1,2), dacă amândouă ajung, ele vor ajunge în aceeași ordine, niciodată nu va ajunge 2 înaintea lui 1. Dar oricare dintre ele, sau chiar amândouă se pot pierde pe drum. Este de datoria protocoalelor nivelului superior să repare eroarea cauzată de celulele pierdute. De reținut că, deși această garanție nu este perfectă, este mai bună decât cea pe care o oferă Internet-ul. Acolo nu numai că pachetele se pot pierde, dar și ordinea de ajungere la destinație poate fi oricare (nu are legătură cu ordinea de transmisie).

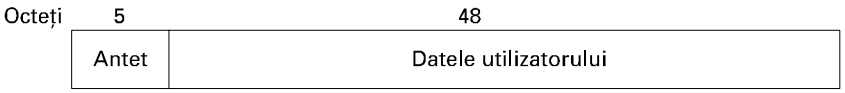


Fig. 1-31. O celulă ATM

Rețelele ATM sunt organizate similar cu rețelele WAN tradiționale, cu linii și comutatoare (rutere). Cele mai des întâlnite viteze de lucru pentru rețelele ATM sunt 155 Mbps și 622 Mbps, deși sunt posibile și viteze mai mari. Viteza de 155 Mbps a fost aleasă pentru că este foarte apropiată de viteza minimă obligatorie pentru transmisia de televiziune cu rezoluție înaltă. Decizia de a alege viteza exactă de 155.52 Mbps a fost făcută pentru compatibilitatea cu sistemul de transmisie

SONET de la AT&T, care va fi studiat în cap. 2. Viteza de 622 Mbps a fost aleasă astfel încât să fie echivalentă cu transmisia simultană a 4 canale de 155 Mbps.

Modelul de referință ATM

ATM are propriul său model de referință, diferit de modelul OSI și diferit de asemenea de modelul TCP/IP. Acest model este ilustrat în fig. 1-32. El constă din trei niveluri - nivelul fizic, nivelul ATM și nivelul de adaptare ATM - plus orice mai vrea utilizatorul să pună deasupra lor.

Nivelul fizic se ocupă de mediul fizic: voltaj, planificare la nivel de biți și diverse alte aspecte. ATM nu prescrie un set particular de reguli, dar spune în schimb că celulele ATM pot fi trimise direct prin cablu sau fibre optice sau pot fi, la fel de bine, împachetate în interiorul datelor din alte sisteme de transmisie. Cu alte cuvinte, ATM-ul a fost proiectat pentru a fi independent de mediul de transmisie.

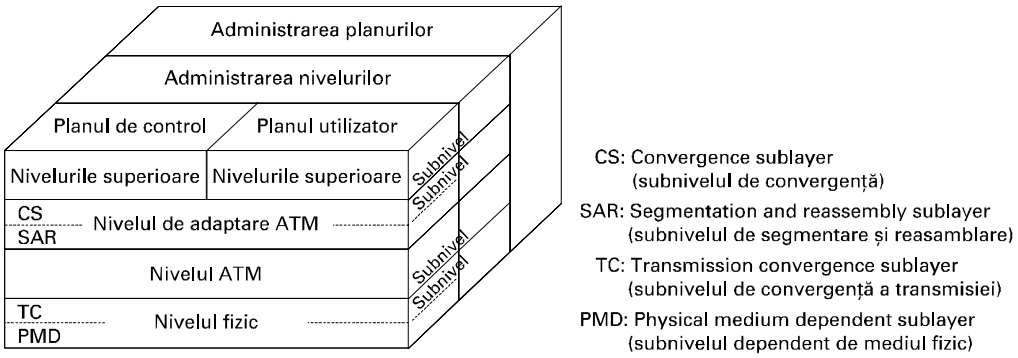


Fig. 1-32. Modelul de referință B-ISDN ATM.

Nivelul ATM se ocupă de celule și de transportul celulelor. Nivelul definește structura unei celule și spune ce reprezintă câmpurile celulelor. Tot el se ocupă și de stabilirea și eliberarea circuitelor virtuale. Controlul congestiei se realizează tot aici.

Deoarece cele mai multe aplicații nu vor să lucreze direct cu celule (deși unele vor), deasupra nivelului ATM a fost definit un nivel care permite utilizatorilor să trimită pachete mai mari decât o celulă. Interfața ATM segmentează aceste pachete, transmite celulele individual și le reasamblează la celălalt capăt. Acest nivel este **AAL** (**ATM Adaption Layer,** rom: nivelul de adaptare ATM).

Spre deosebire de cele două modele de referință anterioare, care erau bidimensionale, modelul ATM este definit ca fiind tridimensional, după cum se arată în fig. 1-32. **Planul utilizator** se ocupă, printre altele, cu transportul datelor, controlul fluxului, corectarea erorilor. Prin contrast, sarcina **planului de control** este să trateze conexiunile. Funcțiile de administrare ale nivelurilor și planurilor se referă la gestionarea resurselor și coordonarea între niveluri.

Fiecare din nivelurile fizic și AAL sunt împărțite în două subniveluri: un subnivel care face munca efectivă, la bază, și un subnivel de convergență, deasupra, care pune la dispoziția nivelului situat peste el interfața adecvată. Funcțiile nivelurilor și subnivelurilor sunt prezentate în fig. 1-33.

Subnivelul **PMD** (**Physical Medium Dependent**, rom: dependent de mediul fizic) asigură interfața cu cablul propriu-zis. Acest subnivel transferă biții și se ocupă de planificarea transmisiei la nivel de biți. În cazul unor companii telefonice și a unor cabluri diferite, subnivelul va fi și el diferit.

Nivel OSI	Nivel ATM	Subnivel ATM	Rol
3/4	AAL	CS	Asigurarea interfeței standard (convergenței)
		SAR	Segmentarea şi reasamblarea
2/3	ATM		Controlul fluxului Generarea/extragerea antetelor din celule Administrarea circuitelor/căilor virtuale Multiplexarea/demultiplexarea celulelor
2	Fizic	TC	Decuplarea ratei celulelor Generarea şi verificarea sumelor de control din antete Generarea celulelor Împachetarea/despachetarea celulelor din plic Generarea cadrelor
1		PMD	Temporizarea biților Accesul fizic la rețea

Fig. 1-33. Nivelurile și subnivelurile ATM și funcțiile acestora.

Celălalt subnivel al nivelului fizic este subnivelul TC (Transmission Convergence, rom: convergența transmisiei). Când sunt transmise celulele, nivelul TC le expediază sub forma unui șir de biți spre nivelul PMD. Acest lucru este ușor de făcut. La celălalt capăt, subnivelul TC primește de la subnivelul PMD un flux de biți. Sarcina sa este să convertească acest flux de biți într-un flux de celule pentru nivelul ATM. Subnivelul TC se ocupă de tot ce este necesar pentru a putea spune unde încep și unde se termină celulele din fluxul de biți. În modelul ATM această funcționalitate este înglobată în nivelul fizic. În modelul OSI și în majoritatea celorlalte rețele, încadrarea, adică transformarea unui flux oarecare de biți într-o secvență de cadre sau de celule, este sarcina nivelului legătură de date. De aceea, în această carte vom discuta funcția respectivă împreună cu nivelul legătură de date, nu cu nivelul fizic.

Așa cum am menționat mai devreme, nivelul ATM gestionează celulele, inclusiv generarea și transportul lor. Mare parte din aspectele interesante ale ATM-ului apar aici. Nivelul ATM este un amestec între nivelurile legătură de date și rețea de la OSI, dar nu este împărțit în subniveluri.

Nivelul AAL este împărțit într-un subnivel **SAR** (**Segmentation And Reassembly**, rom: segmentare și reasamblare) și un subnivel **CS** (**Convergence Sublayer**, rom: subnivel de convergență). Subnivelul inferior descompune pachetele în celule - la capătul la care are loc transmisia - și le recompune la destinație. Subnivelul superior face posibile sistemele ATM care oferă diverse tipuri de servicii pentru diverse aplicații (de exemplu, transferul de fișiere și sistemul video la cerere au cerințe diferite privitoare la gestionarea erorilor, planificare etc.).

Deoarece se preconizează o evoluție descendentă pentru rețelele ATM, ele nu vor fi discutate în continuare în această carte. Oricum, fiind instalate pe scară destul de largă, vor fi în continuare folo-

site pentru câțiva ani buni. Pentru mai multe informații despre ATM, vedeți (Dobrowski și Grise, 2001; Gadeki și Heckart, 1997).

1.5.3 Ethernet

Internet-ul și ATM au fost proiectate pentru WAN. Oricum, multe companii, universități și alte organizații au multe calculatoare care trebuie conectate. Această necesitate a dus la o dezvoltare rapidă a rețelelor locale. În această secțiune vom prezenta câteva lucruri despre cea mai populară dintre rețelele locale, și anume Ethernet.

Povestea începe în primitivul Hawaii la începutul anilor 1970. În acest caz, „primitiv" poate fi interpretat ca „fără sistem de telefonie funcțional". Chiar dacă faptul că nu te deranjează telefonul cât e ziua de lungă poate să facă viața mai plăcută în vacanță, această situație nu era foarte plăcută pentru cercetătorul Norman Abramson și colegii săi de la Universitatea din Hawaii, care încercau să conecteze utilizatorii din mai multe insule aflate la distanță la calculatorul principal din Honolulu. Și cum varianta de a-și trage singuri cablurile pe fundul Oceanului Pacific nu părea viabilă, a trebuit să se caute o altă soluție.

Cea pe care au găsit-o a fost transmisia radio pe unde scurte. Fiecare terminal utilizator era echipat cu un mic sistem radio care avea două frecvențe: Trimite (**upstream** - către calculatorul central) și Primește (**downstream** – de la calculatorul central). Când utilizatorul dorea să contacteze calculatorul, trebuia doar să transmită un pachet care conținea datele pe canalul Trimite. Dacă nu mai transmitea nimeni în acel moment, pachetul ajungea la calculatorul central și i se dădea un răspuns pe canalul Primește. Dacă avea loc o dispută pentru canalul de transmisie, terminalul observa că nu primește confirmarea pozitivă pe canalul de recepție și trimitea din nou. Deoarece era un singur transmițător pe canalul de primire (calculatorul central), aici erau imposibile coliziunile. Acest sistem, care a fost denumit ALOHANET, funcționa destul de bine în condiții de trafic redus, dar eșua de îndată ce traficul pe canalul de Transmisie era aglomerat.

Cam în același timp, un student pe nume Bob Metcalfe și-a obținut diploma de absolvire la M.I.T. și s-a mutat pentru a obține doctoratul la Harvard. În timpul studiilor sale, a ajuns sa cunoască lucrarea lui Abramson. A devenit atât de interesat în acest domeniu încât după ce a absolvit la Harvard, a decis să petreacă vara în Hawaii lucrând împreună cu Abramson, înainte de a începe lucrul la Xerox PARC (Palo Alto Research Center, rom: Centrul de Cercetare de la Palo Alto) . Când a ajuns la PARC, a descoperit că cercetătorii de acolo proiectaseră și construiseră mașinile care mai târziu aveau să fie denumite calculatoare personale. Dar mașinile erau izolate. Folosind cunoștințele pe care le acumulase în timpul lucrului petrecut cu Abramson, a proiectat și implementat – împreună cu colegul său David Boggs – prima rețea locală de calculatoare (Metcalfe și Boggs, 1976).

Au numit sistemul **Ethernet** după *luminiferous ether* (eter), prin care se credea odinioară că se propagă undele electromagnetice (În secolul 19, când fizicianul englez James Clerk Maxwell a descoperit că radiația electromagnetică poate fi descrisă printr-o ecuație de undă, oamenii de știință au presupus că spațiul trebuie să fie umplut cu un mediu eteric prin care aceste radiații se propagau. Numai după faimosul experiment Michelson-Morley din 1887 fizicienii au descoperit că radiația electromagnetică se poate propaga în vid).

Mediul de transmisie în acest caz era un cablu coaxial gros, având o lungime de până la 2.5 km (cu repetoare la fiecare 500m). Până la 256 de mașini pot fi atașate sistemului prin transivere conectate direct în cablu. Un cablu cu mai multe mașini atașate în paralel este numit **cablu multidrop** (multidrop cable). Sistemul funcționa la 2.94 Mbps. O schiță a arhitecturii sale este prezentată în fig.

1-34. Ethernet-ul avea o îmbunătățire majoră față de AOHANET: înainte să transmită, un calculator asculta mediul pentru a vedea dacă nu cumva este altcineva care transmite. Dacă exista deja o transmisie în curs, calculatorul se oprea și aștepta încheierea transmisiei curente. Astfel, se evita interferența cu transmisiunile existente, ceea ce creștea semnificativ eficiența sistemului. ALOHANET nu putea să funcționeze în această manieră pentru că era imposibil pentru un terminal de pe o insulă să detecteze transmisia unui alt terminal de pe o altă insulă. Pe un cablu unic, această problemă era rezolvată.

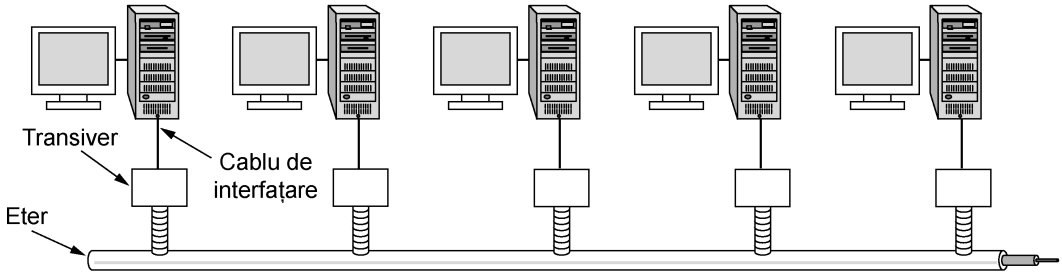


Fig. 1-34. Arhitectura Ethenet-ului original

În ciuda faptului că fiecare calculator asculta mediul înainte să înceapă transmisia, exista în continuare o problemă: ce se întâmplă dacă două calculatoare așteaptă amândouă încheierea transmisiei curente și apoi pornesc propriile transmisii simultan? Soluția este următoarea: fiecare calculator va asculta mediul și în timpul propriei transmisii și dacă detectează interferențe, bruiază linia pentru a anunța toți transmițătorii. Apoi se retrage și așteaptă un interval de timp generat aleator înainte să încerce din nou. Dacă apare o a doua coliziune, timpul de așteptare se dublează, și tot așa, pentru a dispersa (în timp) transmisiile concurente oferind fiecăreia dintre ele șansa de a fi „servită” prima.

Ethernet-ul Xerox a avut un succes atât de mare încât DEC, Intel și Xerox au colaborat pentru a schița un standard pentru o rețea Ethernet de 10 Mbps, denumit standardul DIX. Cu două modificări minore, acesta a devenit standardul IEEE 802.3 în anul 1983.

Din păcate pentru Xerox, compania avea deja reputația de a face invenții (precum calculatorul personal) și apoi să eșueze în valorificarea lor comercială, poveste spusă în *Fumbling the Future* (Smith și Alexander, 1988). Și pentru că Xerox nu a anunțat vreo intenție de a face și altceva cu Ethernet-ul – în afara standardizării lui – Metcalfe și-a format propria companie, 3Com, care urma să producă și să vândă adaptoare Ethernet pentru PC. A vândut peste 100 de milioane.

Ethernet-ul a continuat să se dezvolte și este încă în curs de dezvoltare. Noi versiuni, la 100 Mbps și 1000 Mbps, ba chiar și mai rapide au apărut deja. De asemenea, cablarea s-a îmbunătățit, fiind adăugate și alte facilități, precum comutarea (switching). Vom discuta în detaliu despre Ethernet în cap. 4.

În trecere, merită menționat că Ethernet (IEEE 802.3) nu este singurul standard LAN. Comitetul a standardizat de asemenea Token Bus (Jeton pe Magistrală – 802.4) și Token Ring (Jeton pe Inel – 802.5). Necesitatea de a avea trei standarde mai mult sau mai puțin incompatibile ține mai mult de politică decât de tehnologie. La momentul standardizării, firma General Motors promova o rețea în care topologia era aceeași ca la Ethernet (un cablu liniar), dar calculatoarele obțineau dreptul la transmisie pe rând, prin transmiterea unui scurt pachet denumit **jeton (token)**. Un calculator putea să emită numai dacă era în posesia jetonului, fiind evitate astfel coliziunile. General Motors a

anunțat că această schemă era esențială pentru fabricația de mașini și nu era pregătită să se miște de pe această poziție. Dacă acest anunț nu era susținut, 802.4 nu ar fi existat.

Similar, IBM avea propriul favorit: rețeaua proprietară cu jeton în inel. De această dată, jetonul era transmis prin inel și orice calculator care avea jetonul putea să transmită înainte de a repune jetonul în circulație în inel. Spre deosebire de 802.4, această schemă, standardizată ca 802.5, este încă folosită în birouri și filiale ale IBM, dar practic nicăieri în afara IBM. Oricum, cercetarea avansează către o versiune gigabit, dar pare foarte puțin probabil ca această tehnologie să ajungă la nivelul Ethernet. Pe scurt, chiar dacă a fost cândva un război între Ethernet, Token Ring și Token Bus, Ethernet a câștigat, în special pentru că a fost primul și pentru că oponenții săi nu era destul de buni.

1.5.4 Rețele fără fir: 802.11

Imediat după apariția calculatoarelor portabile, mulți utilizatori visau să intre cu calculatorul portabil personal într-un birou și, miraculos, acesta să fie conectat la Internet. În consecință, mai multe grupuri de studiu am început să caute soluții pentru a atinge acest scop. Cea mai practică abordare era echiparea biroului și a calculatorului cu transmițătoare și emițătoare radio cu rază mică de acțiune pentru a le permite să comunice. Această variantă a dus rapid la comercializarea soluțiilor de rețele locale fără fir de către diverse companii.

Problema era că dintre aceste variante nu se găseau două compatibile. Această proliferare a standardelor însemna că un calculator care era echipat cu un radio marca X nu putea să se conecteze în rețeaua unui birou dacă acesta era echipat cu o stație de la firma Y. În cele din urmă, comunitatea industrială a decis că ar trebui impus un standard pentru LAN fără fir. Astfel, comitetul IEEE care standardizase și LAN-urile cu cablu a primit ca sarcină să schițeze un standard pentru rețele LAN fără fir. Standardul astfel creat s-a numit 802.11. O denumire mai bine cunoscută în argou este **WiFi**. Este un standard important și merită tot respectul, astfel că ne vom referi la el cu numele oficial, 802.11.

Standardul propus trebuia să lucreze în două moduri:

1. În prezența unei stații de bază
2. În absența unei stații de bază

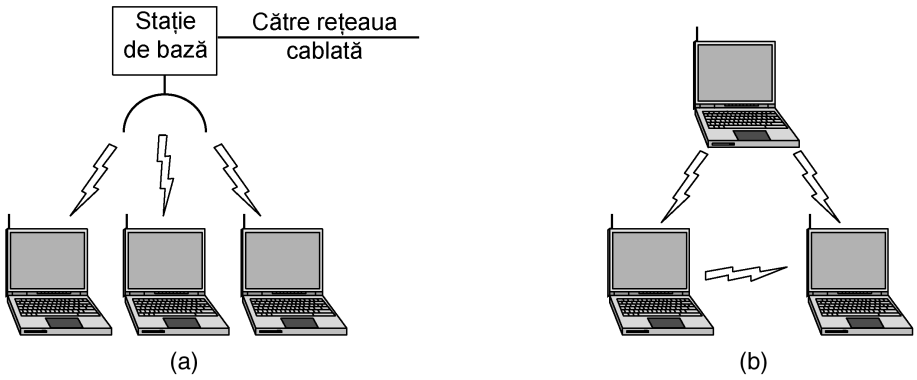


Fig. 1-35. (a) Rețele fără fir cu stație de bază. (b) Conectare ad-hoc.

În primul caz, toate comunicațiile urmau să aibă loc prin intermediul stației de bază, denumită **punct de acces** (**access point**) 802.11. În cel de-al doilea caz, calculatoarele urmau să comunice direct unul cu celălalt. Acest mod este uneori denumit **conectare ad-hoc** (**ad-hoc networking**). Un exemplu tipic este cel al utilizatorilor care se află într-o cameră care nu este echipată cu o stație de bază, calculatoarele lor comunicând direct. Aceste două moduri sunt ilustrate în fig. 1-35.

Prima decizie a fost cea mai simplă: cum să se numească. Toate celelalte standarde LAN aveau numere cum sunt 802.1, 802.2, 802.3, până la 802.10. Așa că noul standard de LAN fără fir s-a numit 802.11. Restul a fost mai dificil de realizat.

În particular, câteva dintre obiectivele care trebuiau atinse erau : găsirea unei benzi de frecvențe care să fie disponibilă, de preferință la nivel mondial; tratarea faptului că semnalele radio au o rază de acțiune limitată; asigurarea menținerii confidențialității utilizatorului; tratarea problemei duratei limitate de lucru a bateriei; considerarea eventualelor efecte pe care sistemul le putea avea asupra oamenilor (provoacă undele radio cancer?); înțelegerea implicațiilor portabilității calculatoarelor; și, în final, construirea unui sistem cu lărgime de bandă suficientă pentru a fi viabil din punct de vedere economic.

La momentul în care s-a început procesul de standardizare (la mijlocul anilor 1990), Ethernet-ul domina deja domeniul rețelelor locale, așa încât comitetul a decis să facă noul standard 802.11 compatibil Ethernet începând de deasupra nivelului legătură de date. Mai exact, ar trebui să se poate transmite un pachet IP într-un LAN fără fir în aceeași manieră în care un pachet IP este transmis prin Ethernet. Desigur, la nivelurile Fizic și Legătură de date apar anumite diferențe inerente față de Ethernet și ele trebuie considerate de către standard.

Mai întâi, un calculator din Ethernet va asculta eterul înainte de a transmite. Numai dacă acesta este liber calculatorul va începe transmisia. În cazul rețelelor LAN fără fir, această idee nu funcționează prea bine. Pentru a vedea de ce, analizați fig. 1-36. Să presupunem că A transmite către B, dar raza de acțiune a lui A este prea mică pentru a îl acoperi și pe C. Atunci când C vrea să transmită, el poate asculta mediul înainte să înceapă, dar faptul că nu aude nimic nu înseamnă că transmisia lui va reuși. Standardul 802.11 trebuia să rezolve și această problemă.

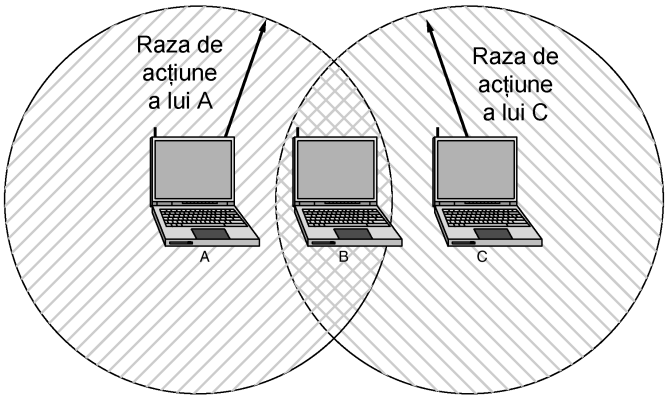


Fig.1-36. Raza de acțiune a unui singur radio poate să nu acopere întregul sistem.

O a doua problemă care trebuia rezolvată era aceea că semnalul radio poate fi reflectat de anumite obiecte solide și deci poate fi recepționat de mai multe ori (pe diverse căi). Această interferență duce la ceea ce se numește **disipare pe mai multe căi** (**multipath fading**).

Cea de-a treia problemă era că o mare parte din aplicații nu erau conștiente de mobilitatea calculatoarelor. De exemplu, multe dintre editoarele de texte aveau o listă de imprimante dintre care una putea fi aleasă pentru tipărirea documentului. Atunci când calculatorul rulează în afara mediului său obișnuit, într-un mediu nou, lista de imprimante implicite nu mai este validă.

Cea de-a patra problemă se referea la mutarea calculatorului portabil din raza de acțiune a unei stații de bază în raza altei stații de bază. Într-un fel sau altul, trebuie găsită o soluție de predare/primire între cele două stații de bază. Deși această problemă apare și la nivelul telefoanelor mobile, ea nu apare la Ethernet și nu avea o soluție la momentul respectiv. Mai exact, rețeaua constă din mai multe celule, fiecare cu propria stație de bază, conectate prin Ethernet, după cum se poate vedea în fig. 1-37. Din exterior, sistemul trebuie să arate ca o singură rețea Ethernet. Conexiunea dintre sistemele 802.11 și lumea exterioară se numește **portal** (**portal**).

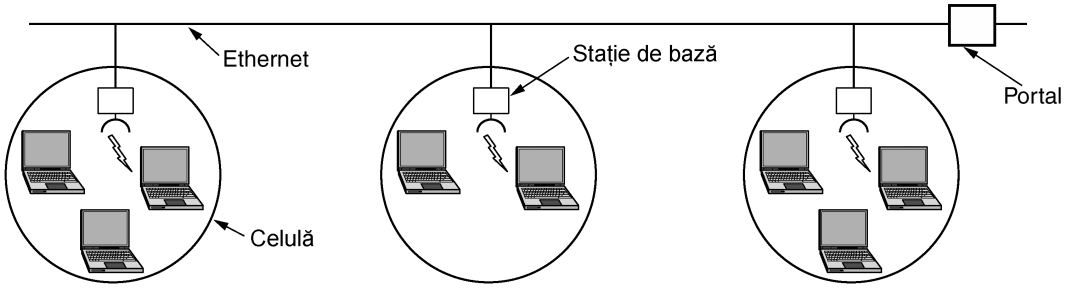


Fig.1-37. O rețea 802.11 cu mai multe celule

După o oarecare muncă, comitetul a obținut o variantă de standard în 1997, variantă care adresa aceste probleme și altele asemănătoare. Rețelele locale fără fir pe care standardul le propunea puteau funcționa la 1 Mbps sau 2 Mbps. Aproape imediat, utilizatorii au început să se plângă de viteza prea scăzută și s-a pornit o nouă campanie pentru obținerea unor standarde mai rapide. În cadrul comitetului a avut loc o ruptură, ceea ce a dus la apariția a două standarde în 1999. Standardul 802.11a folosește o bandă de frecvență mai largă și poate ajunge la viteze mai mari de 54 Mbps. Standardul 802.11b folosește aceeași banda ca și 802.11, dar folosește o tehnică de modulare diferită și poate ajunge la 11 Mbps. Unii văd în aceasta un amănunt important la nivel psihologic, pentru că 11 Mbps este o viteză mai mare decât a Ethernet-ului original, cu cablu. Este foarte probabil ca standardul original 802.11 de 1 Mbps să moară în curând, dar nu se știe care dintre noile standarde va ieși învingător.

Pentru a face lucrurile încă mai complicate decât erau, comitetul 802 a venit cu o nouă variantă, 802.11g, care folosește tehnica de modulare folosită și de 802.11a, dar banda de frecvență a lui 802.11b. Vom reveni în detaliu la 802.11 în cap. 4.

Faptul ca 802.11 urmează să ducă la o revoluție în lumea calculatoarelor și a accesului la Internet este mai presus de orice îndoială. Aeroporturile, gările, hotelurile, magazinele mari și universitățile îl implementează foarte curând. Chiar si cafenelele aflate într-o perioadă de creștere a afacerilor instalează rețele 802.11 pentru ca grupurile de tineri rebeli să poată naviga pe Web în timp ce își savurează cafelele cu lapte. Este foarte probabil ca 802.11 să aibă asupra Internet-ului același efect pe care l-au avut portabilele în lumea calculatoarelor: să-l facă mobil.

1.6 STANDARDIZAREA REȚELELOR

În prezent există numeroși producători și furnizori, fiecare cu propriile idei despre cum ar trebui realizate rețelele. În lipsa coordonării, ar fi un haos complet și utilizatorii nu ar putea face nimic. Singura soluție este să se convină asupra unor standarde de rețea.

Standardele nu numai că permit diverselor calculatoare să comunice între ele, ci sporesc totodată piața pentru produsele care aderă la un anumit standard, cu următoarele consecințe: producție de masă, profituri financiare, implementări VLSI și alte beneficii care duc la scăderea prețurilor și la acceptarea și mai largă a respectivelor produse. În secțiunile următoare vom arunca o privire asupra importantei, dar puțin cunoscutei, lumi a standardizării internaționale.

Standardele fac parte din două categorii: de facto și de jure. Standardele **de facto** (expresia latină pentru „de fapt") sunt acelea care pur și simplu au luat ființă, fără să existe vreun plan oficial. Deoarece zeci de producători au decis să copieze aproape identic mașinile IBM, PC-ul IBM și succesorii săi reprezintă standarde de facto pentru calculatoarele birourilor mici și pentru cele casnice. În secțiile de informatică ale facultăților, UNIX este standardul de facto pentru sisteme de operare.

Standardele **de jure** (expresia latină pentru „de drept") sunt, prin contrast, standarde legale, adoptate de un anumit organism de standardizare autorizat. Autoritățile de standardizare internaționale sunt, în general, împărțite în două clase: organizații stabilite prin tratate între guvernele naționale și organizații voluntare neguvernamentale. În domeniul standardelor pentru rețele de calculatoare există câteva organizații din fiecare categorie. În continuare vom discuta despre aceste organizații.

1.6.1 Who's Who în lumea telecomunicațiilor

Statutul legal al companiilor telefonice de pe glob variază considerabil de la țară la țară. La una din extreme se situează Statele Unite, care au 1500 de firme de telefonie private. Înainte să fie divizată, în 1984, AT&T, cea mai mare corporație din lume la vremea aceea, domina scena complet. AT&T furniza servicii telefonice pentru aproximativ 80 la sută din telefoanele Americii, răspândite pe jumătate din întinderea sa, în timp ce toate celelalte firme asigurau servicii pentru restul clienților (rurali, în majoritatea lor). De la divizarea sa, AT&T continuă să furnizeze servicii de lungă distanță, dar acum o face în concurență cu alte firme. Cele șapte Companii Regionale Bell în care a fost împărțit AT&T-ul, precum și alte numeroase firme independente, oferă servicii de telefonie locală și celulară. Datorită fuziunilor frecvente și a altor modificări de acest tip, această industrie este într-o continuă mișcare.

Firmele americane furnizoare de servicii de comunicații pentru public sunt numite **companii telefonice publice**. Ofertele și prețurile lor sunt descrise printr-un document numit **tarif**. Acesta trebuie să fie aprobat de Comisia Federală de Comunicații, care se ocupă de traficul dintre statele SUA și de traficul internațional, precum și de către comisiile publice de stat pentru traficul în interiorul său.

La cealaltă extremă se află țările în care guvernul are un monopol complet asupra tuturor mijloacelor de comunicație: poșta, telegraful, telefonul și, de multe ori, chiar radioul și televiziunea. Cea mai mare parte a lumii se încadrează în această categorie. În unele cazuri, autoritatea de telecomunicații este o companie naționalizată, în altele, este o simplă filială a guvernului, cunoscută de obicei sub numele de **PTT** (**Post, Telegraf & Telephone** administration). Tendința actuală în lumea întreagă este către liberalizare și competiție și împotriva monopolului guvernamental. Majoritatea țărilor europene și-au privatizat – mai mult sau mai puțin – sistemele PTT, dar peste tot acest proces este lent.

Din cauza tuturor acestor diverși furnizori de servicii este nevoie de o compatibilitate la scară mondială. Compatibilitatea asigură faptul că oamenii (și calculatoarele) dintr-o țară pot să-și apeleze partenerii din altă țară. La drept vorbind, această necesitate există de mult timp. În 1865, reprezentanți ai multor guverne din Europa s-au întâlnit pentru a forma predecesorul actualului **ITU** (**International Telecommunication Union**, rom: Uniunea Internațională de Telecomunicații). Sarcina Uniunii era standardizarea telecomunicațiilor internaționale, care la vremea aceea însemnau telegrafia. Chiar de atunci, era clar că dacă jumătate din țări foloseau codul Morse și cealaltă jumătate foloseau un cod diferit, atunci vor apare probleme. Când au apărut serviciile de telefonie internațională, ITU a preluat de asemenea și sarcina standardizării telefoniei (telephony – pronunțat și te-LEF-ony). În 1947 ITU a devenit o agenție a Națiunilor Unite. ITU are trei sectoare principale:

1. Sectorul de Radiocomunicații (ITU-R).
2. Sectorul de Standardizare a Telecomunicațiilor (ITU-T).
3. Sectorul de dezvoltare (ITU-D).

ITU-R se ocupă de alocarea frecvențelor internaționale de radio către grupurile concurente interesate. Ne vom referi mai întâi la ITU-T, care se ocupă de sistemele de telefonie și de comunicare de date. Din 1956 până în 1993, ITU-T a fost cunoscut ca **CCITT**, un acronim pentru numele său francez: Comité Consultatif International Télégraphique et Téléfonique. La 1 martie 1993, CCITT a fost reorganizat în scopul de a deveni mai puțin birocratic și a fost redenumit pentru a reflecta noul său rol. Atât ITU-T cât și CCITT au dat recomandări în domeniul telefoniei și comunicațiilor de date. Deși, începând cu 1993, recomandările poartă eticheta ITU-T, recomandările CCITT, de genul CCITT X.25, mai sunt încă frecvent întâlnite.

ITU-T are patru clase de membri:

1. Guverne naționale
2. Membri sectoriali
3. Membri asociați
4. Agenții de reglementare

ITU-T are aproximativ 200 de membri guvernamentali, incluzând aproape fiecare membru al Națiunilor Unite. Pentru că SUA nu are un sistem PTT, altcineva trebuia să o reprezinte în cadrul ITU-T. Această sarcină a revenit Departamentului de Stat, probabil pe principiul că ITU-T are de-a face cu țări străine, tocmai specialitatea acestui departament. Sunt aproximativ 500 de membri sectoriali, incluzând aici companiile de telefonie (AT&T, Vodafone, WorldCom), producătorii de echipamente de telecomunicații (Cisco, Nokia, Nortel), producătorii de echipamente de calcul (Compaq, Sun, Toshiba), producătorii de cipuri (Intel, Motorola, TI), companii media (AOL Time, Warner, CBS, Sony) și alte companii direct interesate (Boeing, Samsung, Xerox). Diverse organizații științifice non-profit, precum și consorții industriale sunt de asemenea membri sectoriali (IFIP, IATA). Membrii asociați sunt organizații mai mici care sunt interesate într-un anumit grup de studiu. Agențiile de reglementare sunt reprezentate de oamenii care supraveghează lumea afacerilor în telecomunicații, cum este de exemplu US Federal Communications Comission (Comisia Federală pentru Comunicații).

Sarcina pe care o are ITU-T este de a face recomandări tehnice asupra interfețelor din telefonie, telegrafie și comunicații de date. Acestea devin deseori standarde recunoscute internațional; de exemplu, V.24 (cunoscut în Statele Unite și ca EIA RS-232), specifică amplasarea și semnificația pinilor din conectorul folosit de majoritatea terminalelor asincrone și de modemurile externe.

Nu trebuie uitat că recomandările date de ITU-T sunt numai sugestii tehnice, pe care guvernele le pot adopta sau ignora, după cum doresc (pentru că guvernele sunt asemenea băieților de 13 ani – nu reacționează prea bine dacă li se dau ordine). În practică, o țară care dorește să adopte un standard de telefonie diferit de cel utilizat în restul lumii este liberă să o facă, dar o face cu prețul izolării de toate celelalte țări. Lucrul acesta poate să meargă în cazul Coreei de Nord, dar în altă parte ar fi o adevărată problemă. Fantezia de a numi standardele ITU-T „recomandări" a fost și este necesară pentru a calma forțele naționaliste din multe țări.

Adevărata muncă de la ITU-T se desfășoară în grupuri de studiu, care uneori cuprind chiar și 400 de persoane. Momentan sunt 14 grupuri de studiu, care acoperă subiecte de la facturarea serviciilor telefonice până la serviciile multimedia. Pentru ca până la urmă munca să aibă un rezultat, Grupurile de Studiu se împart în Echipe de Lucru, care se împart la rândul lor în Echipe de Experți, care, la rândul lor, se împart în grupuri ad-hoc. Birocrație a fost, birocrație rămâne.

În pofida tuturor acestor lucruri, ITU-T reușește să ducă la bun sfârșit ceea ce are de făcut. De la fondarea sa, a realizat mai bine de 3000 de recomandări, care ocupă peste 60.000 de pagini. Multe dintre acestea sunt folosite pe scară largă în practică. De exemplu, standardul V.90 56-Kbps pentru modemuri este o recomandare a ITU.

Pe măsură ce telecomunicațiile desăvârșesc tranziția - începută în anii 1980 - de la un caracter strict național la un caracter complet global, standardele vor deveni din ce în ce mai importante și tot mai multe organizații vor dori să devină implicate în producerea acestora. Pentru mai multe informații privind ITU, a se vedea (Irmer, 1994).

1.6.2 Who's Who în lumea standardelor internaționale

Standardele internaționale sunt produse de **ISO** (**International Standards Organization**[3], rom: Organizația Internațională de Standardizare), o organizație voluntară, neguvernamentală fondată în 1946. Membrii săi sunt organizațiile naționale de standardizare din cele 89 de țări membre. Acești membri cuprind ANSI (S.U.A.), BSI (Marea Britanie), AFNOR (Franța), DIN (Germania) și încă 85 de alte organizații.

ISO produce standarde referitoare la un număr vast de subiecte, începând cu piulițe și șuruburi și terminând cu vopsirea stâlpilor de telefon [pentru a nu menționa aici boabele de cacao (ISO 2451), plasele de pescuit (ISO 1530), lenjeria de damă (ISO 4416) și alte câteva subiecte la care nu v-ați putea gândi ca subiecte de standarde]. În total au fost create peste 5000 de standarde, inclusiv standardele OSI. ISO are aproape 200 de Comitete Tehnice (Technical Committees - TC), numerotate în ordinea creării lor, fiecare comitet ocupându-se de un subiect specific. TC1 se ocupă de piulițe și șuruburi (standardizarea înclinării filetelor). TC97 se ocupă de calculatoare și prelucrarea informației. Fiecare TC are subcomitete (SC-uri) împărțite în grupe de lucru (Work Groups - WG).

Munca propriu-zisă se desfășoară în principal în WG-uri, prin intermediul a peste 100.000 de voluntari din întreaga lume. Mulți dintre acești „voluntari" sunt puși să lucreze la probleme ale ISO de către patronii lor, ale căror produse sunt standardizate. Alții sunt oficiali guvernamentali dornici să vadă că modalitatea de a face lucrurile în țara lor devine standardul internațional. În multe WG-uri sunt activi, de asemenea, experți academici. În ceea ce privește standardele din telecomunicații, ISO și ITU-T cooperează frecvent, (ISO este un membru al ITU-T) în ideea de a evita ironia a două standarde internaționale oficiale și mutual incompatibile.

[3]Adevăratul nume pentru ISO este International Organization for Standardization (n.a.)

Număr	Subiect
802.1	Principiile generale si arhitectura LAN-urilor
802.2 ↓	Controlul legăturii logice
802.3 *	Ethernet
802.4 ↓	TokenBus (Jeton pe Magistrală – utilizat câtva timp în fabrici)
802.5	TokenRing (Jeton în Inel – contribuția IBM la lumea LAN)
802.6 ↓	Coadă dublă, magistrală dublă (rețea metropolitană timpurie)
802.7 ↓	Grupul de consiliere tehnică pe probleme de tehnologii de bandă largă
802.8 †	Grupul de consiliere tehnică pe probleme de tehnologii de fibră optică
802.9 ↓	LAN-uri izocrone pentru aplicații de timp real
802.10 ↓	LAN-uri virtuale şi securitate
802.11 *	LAN-uri fără fir
802.12 ↓	Prioritatea cererilor (AnyLAN de la HP)
802.13	Număr cu ghinion. Nimeni nu l-a vrut
802.14 ↓	Modemuri de cablu (decedat: un consorțiu industrial a abordat înainte domeniul)
802.15 *	Rețele personale (Bluetooth)
802.16 *	Comunicații fără fir în bandă largă
802.17	Inel activ de pachete

Fig. 1-38. Grupurile de lucru ale 802.
Cele importante sunt marcate cu *. Cele marcate cu ↓ hibernează.
Cele marcate cu † au renunțat și s-au desființat.

Reprezentantul S.U.A. în ISO este **ANSI** (**American National Standards Institute**, rom: Institutul Național American de Standarde), care, în pofida numelui său, este o organizație privată negu-vernamentală și nonprofit. Membrii săi sunt producători, companii telefonice publice și alte părți interesate. Standardele ANSI sunt frecvent adoptate de ISO ca standarde internaționale.

Procedura utilizată de ISO pentru adoptarea standardelor este concepută astfel încât să se obțină un consens cât mai larg posibil. Procesul începe când una din organizațiile naționale de standardizare simte nevoia unui standard internațional într-un anumit domeniu. În acel moment, se formează un grup de lucru care vine cu un **CD** (**Committee Draft**, rom: proiect de comitet). CD-ul circulă apoi pe la toate organizațiile membre, care au la dispoziție 6 luni pentru a-l supune criticilor. Dacă se primește aprobarea din partea unei majorități substanțiale, atunci se produce un document revizuit, numit **DIS** (**Draft International Standard**, rom: proiect de standard internațional), care va circula în scopul de a fi comentat și votat. Pe baza rezultatelor din această rundă, se pregătește, se aprobă și se publică textul final al respectivului **IS** (**International Standard**, rom: standard internațional). În domeniile foarte controversate, un CD sau un DIS pot să treacă prin câteva versiuni înainte de a obține suficiente voturi și întregul proces poate dura ani de zile.

NIST (**National Institute of Standards and Technology**, rom: Institutul Național de Standarde și Tehnologie) este o agenție a Departamentului pentru Comerț al Statelor Unite. NIST a fost cunoscut anterior sub numele de Biroul Național de Standarde. El produce standarde care sunt obligatorii pentru achizițiile făcute de guvernul U.S.A., mai puțin pentru cele care privesc Departamentul de Apărare, acesta având propriile sale standarde.

Un alt actor important din lumea standardelor este **IEEE** (**Institute of Electrical and Electronics Engineers**, rom: Institutul Inginerilor Electricieni și Electroniști), cea mai mare organizație profesională din lume. Suplimentar față de producerea a zeci de jurnale și organizarea a numeroase conferințe în fiecare an, IEEE are un grup de standardizare care dezvoltă standarde în domeniul ingineriei electrice și tehnicii de calcul. Comitetul IEEE 802 a standardizat mai multe tipuri de rețele locale. Vom studia o parte dintre rezultatele sale ceva mai târziu în această carte. Munca efectivă este făcută de o sumă de grupuri de lucru, care sunt prezentate în fig. 1-38. Rata de succes a diverselor grupuri ale 802 a fost scăzută, așadar chiar dacă ai un număr de forma 802.x, aceasta nu este o garanție a succesului. Dar impactul poveștilor de succes (în special 802.3 și 802.11) a fost enorm.

1.6.3 Who's Who în lumea standardelor Internet

Internet-ul mondial are propriile sale mecanisme de standardizare, foarte diferite de cele ale ITU-T și ISO. Diferența poate fi rezumată grosier spunând că lumea care vine la întâlnirile pentru standardizare ale ITU și ISO poartă costum. Lumea care vine la întâlnirile pentru standardizarea Internet-ului poartă blugi (iar dacă se întâlnesc la San Diego poartă pantaloni scurți și tricouri).

La întâlnirile organizate de ITU-T și ISO e plin de oficiali ai unor corporații și de funcționari guvernamentali pentru care standardizarea reprezintă meseria lor. Ei privesc standardizarea ca un lucru bun și își dedică viețile acestui scop. Lumea implicată în Internet, pe de altă parte, preferă, ca principiu de bază, anarhia. Oricum, dacă sute de milioane de oameni își văd fiecare numai de treaba lor, este puțin probabil să apară vreo modalitate de comunicare. De aceea, standardele, deși regretabile, apar ocazional ca fiind necesare.

Când a fost creat ARPANET-ul, DoD-ul a înființat un comitet neoficial care să îl supravegheze. În 1983 comitetul a fost redenumit **IAB** (**Internet Activities Board**, rom: Consiliul Activităților Internet) și a primit o misiune ceva mai amplă: să fie atent ca cercetătorii implicați în ARPANET și Internet să se miște, mai mult sau mai puțin, în aceeași direcție - o activitate care ar putea fi asemănată cu „păstoritul" pisicilor. Semnificația acronimului „IAB" a fost schimbată mai târziu în **Internet Architecture Board** (Consiliul Arhitecturii Internet).

Fiecare din cei aproximativ 10 membri ai IAB-ului conducea un departament care se ocupa de o anumită problemă importantă. IAB-ul se întâlnea de câteva ori pe an pentru a discuta rezultatele și a trimite informări către DoD și NSF, care asigurau la acea vreme majoritatea fondurilor. Când era nevoie de un nou standard (de exemplu, un nou algoritm de dirijare), membrii IAB îl luau în discuție și apoi anunțau schimbarea, astfel ca absolvenții facultăților - care erau sufletul muncii de programare - să îl poată implementa. Comunicările erau puse la dispoziție printr-o serie de rapoarte tehnice, numite **RFC**-uri (**Request For Comments**, rom: cereri pentru comentarii). RFC-urile sunt memorate on-line și pot fi citite de oricine este interesat de ele la adresa *www.ietf.org/rfc*. RFC-urile sunt numerotate în ordinea cronologică a creării lor. Până acum există peste 3000. Ne vom referi la multe dintre ele în cursul acestei cărți.

În 1989 Internet-ul crescuse atât de mult, încât acest stil informal nu mai putea funcționa. Multe firme vindeau la acea vreme produse TCP/IP și nu erau dispuse să le modifice doar pentru că zece cer-

cetători se gândiseră la o idee mai bună. În vara anului 1989, IAB a fost reorganizat. Cercetătorii au fost transferați la **IRTF** (**Internet Research Task Force**, rom: Departamentul de Cercetare Internet), care a fost pus în subordinea IAB-ului, alături de **IETF** (**Internet Engineering Task Force**, rom: Departamentul de Inginerie Internet). IAB-ul a fost repopulat cu persoane care reprezentau un palier de organizații mai larg decât stricta comunitate a cercetătorilor. La început a fost un grup care se autoperpetua: membrii erau activi pe o perioadă de 2 ani, iar membrii noi erau selectați de către membrii mai vechi. Mai târziu, a fost înființată **Societatea Internet** (**Internet Society**), care reunea oameni interesați de Internet. Societatea Internet este, prin urmare, comparabilă într-un sens cu ACM sau IEEE. Societatea este administrată de un comitet ales, iar comitetul desemnează membrii IAB.

Ideea acestei divizări a fost ca IRTF să se concentreze asupra cercetării pe termen lung, iar IETF să se ocupe de probleme inginerești pe termen scurt. IETF a fost împărțit în grupuri de lucru, fiecare cu o problemă specifică de rezolvat. Inițial, președinții grupurilor de lucru s-au reunit într-un comitet de organizare, în scopul de a coordona munca inginerească ce le revenea. Preocupările grupurilor de lucru includeau aplicații noi, informații de la utilizatori, integrare OSI, dirijare și adresare, securitate, administrare de rețea, standarde. În final s-au format atât de multe grupuri de lucru (mai mult de 70), încât ele au fost grupate pe domenii, iar comitetul de organizare s-a constituit din președinții domeniilor.

În plus, a fost adoptat un proces de standardizare mai formal, preluat după modelul ISO. Pentru a deveni un standard propus (**Proposed Standard**), ideea fundamentală trebuie să fie complet explicată într-un RFC și să prezinte destul interes din partea comunității pentru a merita să fie luată în considerare. Pentru a avansa la stadiul de proiect de standard (**Draft Standard**), este necesară o implementare de lucru care să fi fost testată în amănunțime de către două situri independente, timp de cel puțin 4 luni. Dacă IAB-ul este convins că ideea e bună și că programul funcționează, atunci poate să declare RFC-ul respectiv ca fiind un Standard Internet. Unele Standarde Internet au devenit standarde ale DoD-ului (MIL-STD), fiind, prin urmare, obligatorii pentru furnizorii DoD-ului. David Clark a făcut odată o remarcă devenită celebră privitoare la standardizarea Internet-ului, care ar consta din „consens aproximativ și programe care merg.”

1.7 UNITĂȚI DE MĂSURĂ

Pentru a ne feri de orice confuzie, merită să precizăm de la bun început că în această carte, ca și în lumea științei calculatoarelor în general, vor fi folosite unitățile metrice în locul unităților tradiționale englezești (sistemul furlong-stone-fortnight4). Principalele prefixe metrice sunt precizate în fig. 1-39. Ale sunt în general abreviate folosindu-se prima literă, cu unitățile mai mari ca 1 scrise cu majuscule (KB, MB etc.). O excepție (din motive istorice) este Kbps (kilobits per second) pentru kilobiți pe secundă. Astfel, o linie de comunicație de 1 Mbps transmite 10^6 biți/secundă, în timp ce pentru 100 ps (psec), ceasul bate la fiecare 10^{-10} secunde. Deoarece denumirile mili și micro încep amândouă cu litera „m”, trebuia făcută o alegere. În mod normal, „m” este folosit pentru mili, iar „μ” (litera greacă *miu*) este folosit pentru micro.

[4] furlong = jumătate de milă
stone = 6,350kg
fortnight = 2 săptămâni

Exp.	Explicit	Prefix	Exp.	Explicit	Prefix
10^{-3}	0.001	milli	10^{3}	1,000	Kilo
10^{-6}	0.000001	micro	10^{6}	1,000,000	Mega
10^{-9}	0.000000001	nano	10^{9}	1,000,000,000	Giga
10^{-12}	0.000000000001	pico	10^{12}	1,000,000,000,000	Tera
10^{-15}	0.000000000000001	femto	10^{15}	1,000,000,000,000,000	Peta
10^{-18}	0.000000000000000001	atto	10^{18}	1,000,000,000,000,000,000	Exa
10^{-21}	0.000000000000000000001	zepto	10^{21}	1,000,000,000,000,000,000,000	Zetta
10^{-24}	0.000000000000000000000001	yocto	10^{24}	1,000,000,000,000,000,000,000,000	Yotta

Fig. 1-39. Principalele prefixe metrice

Este de asemenea important să subliniem că pentru măsurarea dimensiunilor memoriei, discurilor, fișierelor și a bazelor de date se obișnuiește folosirea acestor unități, deși ele au valori ușor modificate. Astfel, kilo reprezintă 2^{10} (1024) și nu de 10^{3} (1000), pentru că volumului memoriilor sunt întotdeauna puteri ale lui doi. Deci, o memorie de 1 KB are 1024 de octeți, nu 1000. Similar, o memorie de 1 MB are 2^{20} (1.048.576) octeți, o memorie de 1 GB are 2^{30} octeți (1.073.741.824), iar o bază de date de 1 TB are 2^{40} (1.099.511.627.776) octeți. Oricum, o linie de comunicație de 1 Kbps transmite 1000 de biți pe secundă și o rețea locală de 10 Mbps rulează la 10.000.000 biți/secundă, deoarece aceste unități nu sunt puteri ale lui 2. Din păcate, mulți oameni tind să amestece aceste două sisteme, în special pentru capacitatea discurilor. Pentru a evita orice ambiguitate, în această carte vom folosi simbolurile KB, MB, GB pentru 2^{10}, 2^{20}, 2^{30}, și simbolurile Kbps, Mbps și Gbps pentru 10^{3}, 10^{6} și 10^{9} biți pe secundă, respectiv.

1.8 RESTUL CĂRȚII ÎN REZUMAT

Cartea de față discută atât principiile cât și practica interconectării calculatoarelor. Majoritatea capitolelor încep printr-o discuție a principiilor relevante, urmată de un număr de exemple care ilustrează principiile respective. Aceste exemple sunt în general preluate din Internet și din rețele fără fir deoarece acestea sunt importante și diferite. Acolo unde este relevant, vor fi date și alte exemple.

Cartea este structurată în concordanță cu modelul hibrid din fig. 1-24. Începând cu cap. 2, pornim la drum de la bază în sus, de-a lungul ierarhiei de protocoale. Cap. 2 prezintă cadrul pentru studierea domeniului comunicațiilor de date. Capitolul acoperă diferite subiecte: transmisii analogice și digitale, multiplexare, comutare, sistemul telefonic trecut, actual și viitor. Acoperă sisteme de transmisie cu cablu, fără cablu și prin satelit. Acest material se referă la nivelul fizic, dar noi ne vom ocupa numai de aspectele arhitecturale, nu de cele privitoare la echipamente. Sunt discutate, de asemenea, câteva exemple de niveluri fizice, cum ar fi rețeaua cu comutare a telefoniei publice, telefoanele mobile și televiziunea prin cablu.

Cap. 3 discută modelul legătură de date și protocoalele sale prin intermediul unui număr de exemple din ce în ce mai complexe. Se realizează, de asemenea, analiza acestor protocoale. După aceea, sunt discutate unele protocoale importante din lumea reală, printre care HDLC (folosit în rețelele de viteză scăzută și medie) și PPP (folosit în Internet).

Cap. 4 se referă la subnivelul de acces la mediu, care face parte din nivelul legătură de date. Problema fundamentală cu care se ocupă este cum să determine cine poate folosi rețeaua - atunci când rețeaua constă dintr-un singur canal partajat, așa cum se întâmplă în majoritatea LAN-urilor și în unele rețele de sateliți. Sunt date multe exemple din domeniul LAN-urilor cu cablu sau fără (în special Ethernet), din cel al MAN-urilor fără fir, din cadrul rețelelor bazate pe Bluetooth și al rețelelor de sateliți. Tot aici sunt discutate și punțile, care se folosesc pentru a interconecta LAN-urile.

Cap. 5 se ocupă de nivelul rețea, în special de dirijare, cu prezentarea mai multor algoritmi de dirijare, atât statici cât și dinamici. Chiar dacă se folosesc algoritmi de rutare foarte buni, dacă traficul cerut este mai mare decât cel pe care îl poate dirija rețeaua, se ajunge la congestia rețelei, așa că se va discuta despre congestie și despre cum poate fi ea evitată. O variantă încă și mai bună decât evitarea congestiei este oferirea unei garanții de calitate a serviciilor. Și acest subiect va fi abordat aici. Interconectarea rețelelor eterogene în inter-rețele conduce la numeroase probleme care sunt discutate aici. Se acordă mare atenție nivelurilor din Internet .

Cap. 6 se ocupă de nivelul transport. Se discută pe larg protocoalele orientate pe conexiuni, deoarece ele sunt necesare în numeroase aplicații. Se discută în detaliu un exemplu de serviciu de transport și implementarea sa. Este prezentat chiar și codul sursă pentru acest exemplu simplu, pentru a se putea demonstra modul în care poate fi el implementat. Ambele protocoale din Internet – UDP și TCP – sunt discutate în detaliu și este abordată problema performanțelor lor. În plus, se discută despre problemele impuse de rețelele fără fir.

Cap. 7 se ocupă de nivelul aplicație, de protocoalele și aplicațiile sale. Primul subiect este DNS, care este cartea de telefoane a Internet-ului. Apoi urmează poșta electronică, inclusiv o discuție despre protocoalele sale. Apoi ne vom muta atenția asupra Web-ului, cu discuții detaliate despre conținut static, conținut dinamic, ce se întâmplă la client, ce se întâmplă pe server, protocoale, performanță, Web fără fir. În cele din urmă vom examina informația multimedia care este transmisă prin rețea, inclusiv fluxuri audio, radio prin Internet și video la cerere.

Cap. 8 se referă la securitatea rețelelor. Acest subiect include aspecte legate de fiecare dintre niveluri, așa că este mai ușor de tratat către final, când toate nivelurile au fost deja explicate pe larg. Capitolul începe cu o introducere în criptografie. În continuare, este prezentat modul în care criptografia poate fi utilizată pentru a securiza comunicațiilor, poșta electronică și Web-ul. Cartea se încheie cu o discuție despre anumite domenii în care securitatea interferează cu intimitatea, libertatea de exprimare, cenzura, precum și alte probleme sociale care decurg de aici.

Cap. 9 conține o listă adnotată de lecturi sugerate, aranjate în ordinea capitolelor. Lista este gândită ca un ajutor pentru cititorii care doresc să continue studiul rețelelor. Capitolul are de asemenea o bibliografie alfabetică a tuturor referințelor citate în această carte.

Situl Web al autorului de la Prentice Hall: *http://www.prenhall.com/tanenbaum* are o pagină cu legături la mai multe sinteze, liste de întrebări frecvente (FAQs), companii, consorții industriale, organizații profesionale, organizații de standardizare, tehnologii, lucrări științifice și altele.

1.9 REZUMAT

Rețelele de calculatoare pot fi utilizate pentru numeroase servicii, atât pentru firme cât și pentru persoane particulare. Pentru companii, rețelele de calculatoare personale care folosesc servere par-

tajate asigură accesul la informațiile corporației. De obicei, acestea urmează modelul client-server, cu stațiile de lucru clienți pe mesele de lucru ale angajaților accesând serverele puternice din camera mașinilor. Pentru persoane particulare, rețelele oferă acces la o mulțime de informații și de resurse de divertisment. De cele mai multe ori persoanele particulare accesează Internet-ul folosind un modem pentru a apela un ISP, deși din ce în ce mai mulți utilizatori au chiar și acasă o conexiune Internet fixă, permanentă. Un domeniu care se dezvoltă rapid este acela al rețelelor fără fir, care conduc la dezvoltarea de noi aplicații, cum ar fi mobilitatea accesului la poșta electronică și comerțul mobil.

În mare, rețelele pot fi împărțite în LAN-uri, MAN-uri, WAN-uri și inter-rețele, fiecare cu caracteristicile, tehnologiile, vitezele și rolurile sale proprii. LAN-urile acoperă suprafața unei clădiri și lucrează la viteze mari, MAN-urile acoperă suprafața unui oraș – de exemplu rețeaua de televiziune prin cablu, care este actualmente folosită de mulți dintre utilizatori și pentru conectarea la Internet. WAN-urile se întind pe suprafața unei țări sau a unui continent. LAN-urile și MAN-urile sunt necomutate (adică nu au rutere); WAN-urile sunt comutate. Rețelele fără fir devin din ce în ce mai populare, în special la nivelul rețelelor locale. Rețelele pot fi interconectate pentru a forma inter-rețele.

Programele de rețea constau din protocoale, adică reguli prin care procesele pot să comunice. Protocoalele pot fi fie fără conexiuni, fie orientate pe conexiuni. Majoritatea rețelelor asigură suport pentru ierarhiile de protocoale, fiecare nivel asigurând servicii pentru nivelurile de deasupra sa și izolându-le de detaliile protocoalelor folosite în nivelurile de mai jos. Stivele de protocoale se bazează în mod tipic fie pe modelul OSI, fie pe modelul TCP/IP. Ambele modele posedă niveluri rețea, transport și aplicație, dar ele diferă în ceea ce privește celelalte niveluri. Problemele care apar în procesul de proiectare a acestor protocoale includ multiplexarea, controlul traficului, controlul erorilor și încă altele. O mare parte a acestei cărți este dedicată protocoalelor și proiectării lor.

Rețelele oferă servicii utilizatorilor lor. Aceste servicii pot fi orientate pe conexiune sau fără conexiune. În anumite rețele, serviciile fără conectare sunt oferite la un anumit nivel și pot fi completate cu serviciile orientate pe conexiune oferite de un alt nivel.

Ca rețele bine-cunoscute sunt menționate Internet-ul, rețelele ATM, Ethernet-ul și LAN-ul fără fir, standard denumit IEEE 802.11. Internet-ul a evoluat din ARPANET, prin adăugarea de noi rețele pentru a se forma o inter-rețea. În prezent, Internet-ul este în fapt o colecție de multe mii de rețele și nu o singură rețea. Ceea ce caracterizează această colecție este folosirea stivei TCP/IP peste tot. Rețelele ATM sunt răspândite mai ales în sistemele de telefonie pentru trafic de date intensiv. Ethernet-ul este cea mai populară rețea locală și este implementată în majoritatea companiilor mari și în universități. În fine, rețelele locale fără fir, cu viteze de transfer surprinzător de mari (până la 54 Mbps) încep să fie folosite pe scară largă.

Pentru a putea determina mai multe calculatoare să comunice între ele este nevoie de o importantă muncă de standardizare, atât pentru partea de echipamente (hardware), cât și pentru partea de programe (software). Organizațiile ca ITU-T, ISO, IEEE și IAB administrează diverse părți din procesul de standardizare.

1.10 PROBLEME

1. Imaginați-vă că v-ați dresat câinele St. Bernard, pe nume Bernie, ca, în locul clasicei sticle cu rom, să poarte o cutie cu trei benzi de 8 mm. (Când ți se umple discul, respectiva cutie reprezintă o ur-

gență.) Aceste benzi conțin fiecare câte 7 gigabytes. Câinele poate călători până la dvs., oriunde v-ați afla, cu 18 km/h. Pentru ce ordin de distanțe are Bernie o viteză mai mare de transmisie a datelor decât o linie a cărei viteză de transfer (fără supraîncărcare) este de 150 Mbps?

2. O alternativă la un LAN este pur și simplu un mare sistem, cu divizarea timpului cu terminale pentru toți utilizatorii. Prezentați două avantaje ale unui sistem client-server care folosește un LAN.

3. Performanța unui sistem client-server este influențată de doi factori ai rețelei: lărgimea de bandă (câți biți poate transporta într-o secundă) și latența (câte secunde durează transferul primului bit de la client la server). Dați un exemplu de rețea care are și lărgime de bandă ridicată și latență mare. Apoi dați un exemplu de rețea cu lărgime de bandă scăzută și latență mică.

4. Pe lângă lărgime de bandă și latență, ce alt parametru este necesar pentru a caracteriza calitatea serviciilor oferite de o rețea folosită pentru trafic de voce digitizată?

5. Un factor de întârziere al unui sistem memorează-și-retransmite cu comutare de pachete este cât de mult timp ia operația de stocare și retrimitere a unui mesaj printr-un comutator. Dacă timpul de comutare este de 10 μs, este acesta un factor important în răspunsul unui sistem client-server în care clientul este în New York și serverul în California? Presupuneți că viteza de propagare a semnalului printr-un fir de cupru sau prin fibra optică ar fi de 2/3 din viteza luminii în vid.

6. Un sistem client-server folosește o rețea-satelit, cu satelitul amplasat la o înălțime de 40.000 km. În cazul optim, care este întârzierea cu care vine răspunsul la o cerere?

7. În viitor, când toată lumea va avea acasă un terminal conectat la o rețea de calculatoare, vor deveni posibile referendumuri publice imediate pe subiecte de legislație importante. În ultimă instanță ar putea fi chiar eliminate parlamentele, pentru a lăsa voința poporului să se exprime direct. Aspectele pozitive ale unei astfel de democrații directe sunt destul de evidente; discutați unele din aspectele negative.

8. O colecție de cinci rutere trebuie să fie conectată într-o subrețea punct-la-punct. Între două rutere proiectanții pot instala o linie de mare viteză, o linie de viteză medie, o linie de viteză scăzută sau nici o linie. Dacă generarea și examinarea fiecărei topologii pe calculator durează 100 ms, cât timp va dura examinarea tuturor topologiilor pentru a o găsi pe cea care se potrivește cel mai bine cu încărcarea prevăzută?

9. Un grup de 2^n-1 rutere sunt interconectate într-un arbore binar centralizat, cu un ruter în fiecare nod al arborelui. Ruterul *i* comunică cu ruterul *j* trimițând un mesaj rădăcinii arborelui. Rădăcina trimite apoi mesajul înapoi în jos până la *j*. Deduceți o expresie aproximativă pentru numărul mediu de salturi pe mesaj în cazul unui număr *n* mare, presupunând că toate perechile de rutere sunt la fel de probabile.

10. Un dezavantaj al unei subrețele cu difuzare este risipa de capacitate datorată multiplelor gazde care încearcă să acceseze canalul în același timp. Ca un exemplu simplist, să presupunem că timpul este împărțit în intervale discrete și fiecare din cele *n* gazde încearcă să utilizeze canalul cu probabilitatea *p* în timpul fiecărui interval. Ce fracțiune din intervale se pierde datorită coliziunilor?

11. Care sunt două din motivele utilizării protocoalelor organizate pe niveluri?

12. Președintelui Companiei de Vopsele Speciale îi vine ideea să lucreze împreună cu un producător local de bere în scopul de a produce o cutie de bere invizibilă (ca o măsură anti-gunoi). Președintele comandă departamentului său juridic să analizeze ideea, iar acesta cere ajutorul, la rândul său, departamentului de ingineri. Ca rezultat, inginerul șef îl cheamă pe inginerul-șef de la cealaltă firmă pentru a discuta aspectele tehnice ale proiectului. Apoi, inginerii prezintă un raport către departamentele juridice respective, iar acestea aranjează prin telefon aspectele legale. În final, cei doi președinți de firme discută partea financiară a afacerii. Este acesta un exemplu de protocol multinivel în sensul modelului OSI?**6.** Care sunt adresele SAP în cazul difuzării radio FM ?

13. Care este principala diferență între comunicarea fără conexiuni și comunicarea orientată pe conexiuni?

14. Două rețele furnizează, fiecare, servicii orientate pe conexiuni sigure. Una din ele oferă un flux sigur de octeți, iar cealaltă oferă un flux sigur de mesaje. Sunt acestea identice? Dacă da, de ce se face această distincție? Dacă nu, exemplificați prin ce diferă.

15. Ce înseamnă „negociere” atunci când se discută protocoalele de rețea? Dați un exemplu.

16. În fig. 1-19 este prezentat un serviciu. Există și servicii implicite în această figură? Dacă da, unde? Dacă nu, de ce nu?

17. În unele rețele, nivelul legătură de date tratează erorile de transmisie, solicitând retransmiterea cadrelor deteriorate. Dacă probabilitatea de a se strica un cadru este *p*, care este numărul mediu de transmisii necesare pentru a trimite un cadru, în cazul în care confirmările nu se pierd niciodată?

18. Care dintre nivelurile OSI se ocupă de fiecare din următoarele sarcini:
a) Descompunerea fluxului de biți transmiși în cadre.
b) Determinarea traseului care trebuie folosit în subrețea.
c) TDPU-rile încapsulează pachete sau invers? Discuție.

19. Dacă unitățile de date schimbate la nivelul legătură de date se numesc cadre și unitățile de date schimbate la nivelul rețea se numesc pachete, pachetele încapsulează cadre sau cadrele încapsulează pachete? Explicați răspunsul dat.

20. Un sistem are o ierarhie de protocoale organizată pe *n* niveluri. Aplicațiile generează mesaje de lungime *M* octeți. La fiecare nivel este adăugat un antet de *h* octeți. Ce fracțiune din lățimea benzii rețelei este ocupată de antete?

21. Prezentați două aspecte comune modelului de referință OSI și modelului de referință TCP/IP. Prezentați apoi două aspecte prin care modelele diferă.

22. Care este principala deosebire între TCP și UDP?

23. Subrețeaua din fig. 1-25(b) a fost proiectată pentru a putea rezista unui război nuclear. Câte bombe ar fi necesare pentru a partiționa nodurile sale în două seturi complet deconectate? Presupuneți că orice bombă distruge un nod și toate legăturile conectate cu el.

24. Internet-ul își dublează dimensiunea o dată la aproximativ 18 luni. Deși nimeni nu știe cu siguranță, se estimează numărul gazdelor la 100 de milioane în 2001. Folosiți aceste date pentru a calcula numărul de gazde Internet prevăzut pentru anul 2010. Puteți crede acest scenariu? Explicați de ce da sau de ce nu.

25. La transferul unui fișier între două calculatoare există (cel puțin) două strategii de confirmare. Conform primei strategii, fișierul este descompus în pachete care sunt confirmate individual de către server, dar transferul de fișiere pe ansamblu nu este confirmat. În a doua strategie, pachetele nu sunt confirmate individual, dar la sfârșit este confirmat întregul fișier. Discutați aceste două abordări.

26. De ce folosește ATM-ul celule mici, de lungime fixă?

27. Cât de lung era un bit în standardul original 802.3 măsurat în metri? Folosiți viteza de transmisie de 10 Mbps și presupuneți că viteza de transmisie prin cablu coaxial este de 2/3 din viteza de propagare a luminii în vid.

28. O imagine are 1024 x 768 pixeli și reține câte 3 octeți pentru fiecare pixel. Presupuneți că imaginea este necomprimată. Cât durează transmisia ei pe un canal de modem de 56 Kbps ? Dar printr-un modem de cablu de 1 Mbps? Dar prin Ethernet la 10 Mbps? Dar prin Ethernet la 100 Mbps ?

29. Ethernet-ul și rețelele fără fir au unele asemănări și deosebiri. O proprietate a Ethernet-ului este aceea că un singur cadru poate fi transmis la un moment dat pe mediu. Are și 802.11 această proprietate? Discutați răspunsul dat.

30. Rețelele fără fir sunt ușor de instalat, ceea ce le face mai ieftine, deoarece de cele mai mult ori operația de instalare depășește semnificativ costul echipamentelor. Totuși, aceste rețele au și unele dezavantaje. Numiți două dintre ele.

31. Prezentați două avantaje și două dezavantaje ale existenței standardelor internaționale pentru protocoalele de rețea.

32. Atunci când un sistem dispune de o parte permanentă și de o parte detașabilă, de exemplu un cititor de CD-uri și un CD-ROM, este important ca sistemul să fie standardizat, astfel ca diferite firme să poată realiza atât părțile permanente cât și cele mobile și ca ele să se potrivească fără probleme. Dați trei exemple din afara industriei de calculatoare unde există astfel de standarde internaționale. Indicați apoi trei domenii din afara industriei de calculatoare unde nu există astfel de standarde.

33. Alcătuiți o listă de activități pe care le faceți zilnic și în care sunt implicate rețele de calculatoare. Cum ar fi viața voastră alterată dacă aceste rețele ar fi deconectate la un moment dat ?

34. Descoperiți ce rețele sunt utilizate în școala sau la locul de muncă. Descrieți tipurile de rețele, topologiile și metodele de comutare folosite acolo.

35. Programul *ping* vă permite să trimiteți un pachet de test la o locație dată pentru a vedea cât de mult durează până când acesta ajunge acolo și înapoi. Încercați să folosiți *ping* pentru a vedea cât de mult durează transferul pachetului între locul în care vă găsiți și alte câteva locuri cunos-

cute. Din aceste date, calculați timpul de tranzit într-o sigură direcție în funcție de distanță. Este bine să folosiți universitățile deoarece locațiile serverelor lor sunt cunoscute foarte bine. De exemplu, *berkley.edu* este în Berkley, California, *mit.edu* este în Cambridge, Massachusetts, *vu.nl* este în Amsterdam, Olanda, *www.usyd.edu.au* este în Sydney, Australia și *www.uct.ac.za* este în Cape Town, Africa de Sud.

36. Vizitați situl Web al IETF, *www.ietf.org* pentru a vedea ce mai fac. Alegeți un proiect care vă place și scrieți un raport de jumătate de pagină despre problemă și despre o soluție propusă.

37. Standardizarea este foarte importantă în lumea rețelelor. ITU și ISO sunt principalele organizații oficiale de standardizare. Vizitați siturile lor Web, *www.itu.org* și *www.iso.org*, respectiv, și aflați despre munca lor de standardizare. Scrieți un scurt raport despre tipurile de lucruri pe care le-au standardizat.

38. Internet-ul este alcătuit dintr-un mare număr de rețele. Aranjarea lor determină topologia Internet-ului. O importantă cantitate de informații despre topologia Internet-ului este disponibilă online. Folosiți un motor de căutare pentru a afla mai multe despre acest subiect și scrieți un scurt raport care să rezume informațiile pe care le-ați găsit.

2

NIVELUL FIZIC

În continuare vom analiza trei tipuri de medii de transmisie: ghidate (cablu din cupru și fibre optice), fără fir (unde radio terestre) și prin satelit. Acest material furnizează informațiile fundamentale referitoare la tehnologiile de comunicație folosite în rețelele moderne.

Restul capitolului este dedicat descrierii a trei exemple de sisteme de comunicație folosite în practică pentru rețele cu răspândire geografică largă. Vom începe cu sistemul telefonic, studiind trei variante: sistemul de telefonie fixă, sistemul de telefonie mobilă și sistemul bazat pe cablu de televiziune. Toate acestea folosesc fibra optică pentru implementarea coloanei vertebrale, dar sunt organizate diferit și folosesc tehnologii diferite pentru ultima milă a legăturii.

2.1 BAZELE TEORETICE ALE COMUNICĂRII DE DATE

Informația poate fi transmisă prin cablu folosind variația unor proprietăți fizice ale semnalului cum ar fi tensiunea și intensitatea curentului. Reprezentând valoarea tensiunii sau a intensității curentului ca o funcție de timp, *f(t)*, putem modela comportamentul semnalului și îl putem analiza matematic. Această analiză face subiectul următoarelor secțiuni.

2.1.1 Analiza Fourier

La începutul secolului XIX, matematicianul francez Jean-Baptiste Fourier a demonstrat că orice funcție *g(t)*, cu evoluție rezonabilă și periodică cu perioada T, poate fi construită prin însumarea unui număr (posibil infinit) de sinusoide și cosinusoide:

$$g(t) = \frac{1}{2}c + \sum_{n=1}^{\infty} a_n \sin(2\pi nft) + \sum_{n=1}^{\infty} b_n \cos(2\pi nft) \qquad (2\text{-}1)$$

unde $f = 1 / T$ este frecvența fundamentală, iar a_n și b_n sunt amplitudinile sinusoidelor și cosinusoidelor **armonicei** (termenului) de ordinul n, iar c este o constantă. Această descompunere este numită **serie Fourier**. Pornind de la seria Fourier, funcția poate fi reconstruită; aceasta înseamnă că, dacă perioada T este cunoscută și amplitudinile sunt date, funcția de timp originală poate fi obținută prin evaluarea sumelor din ecuația 2-1.

Un semnal de durată finită (proprietate pe care o au toate semnalele) poate fi tratat presupunându-se că el repetă un anumit tipar la infinit (de exemplu, semnalul este același în intervalul de la T la $2T$ ca în intervalul de la 0 la T, etc.).

Amplitudinile a_n pot fi calculate pentru orice $g(t)$ dat prin multiplicarea ambilor membri ai ecuației 2-1 cu $\sin(2\pi kft)$ urmată de integrarea de la 0 la T. Deoarece

$$\int_0^T \sin(2\pi kft)\sin(2\pi nft)dt = \begin{cases} 0 & \text{pentru } k \neq n \\ T/2 & \text{pentru } k = n \end{cases}$$

numai un singur termen al sumei nu se anulează: a_n . Suma de cosinusuri – cea cu b_n – se anulează complet. Similar, multiplicând membrii ecuației 2-1 cu $\cos(2\pi kft)$ și integrând de la 0 la T, putem obține b_n. Prin integrarea ambilor membri ai ecuației originale, se poate obține c. Rezultatele obținute prin efectuarea acestor operații sunt:

$$a_n = \frac{2}{T}\int_0^T g(t)\sin(2\pi nft)dt \quad b_n = \frac{2}{T}\int_0^T g(t)\cos(2\pi nft)dt \quad c = \frac{2}{T}\int_0^T g(t)dt$$

2.1.2 Semnalele cu bandă de frecvență limitată

Pentru a face legătura dintre cele prezentate și comunicația de date să considerăm următorul exemplu: transmisia caracterului ASCII „b” codificat pe un octet. Biții care urmează a fi transmiși sunt 01100010. Partea din stânga a fig. 2-1(a) reprezintă tensiunea la ieșire emisă de calculatorul care transmite. Din analiza Fourier a acestui semnal rezultă următorii coeficienți:

$$a_n = \frac{1}{\pi n}[\cos(\pi n/4) - \cos(3\pi n/4) + \cos(6\pi n/4) - \cos(7\pi n/4)]$$

$$b_n = \frac{1}{\pi n}[\sin(3\pi n/4) - \sin(\pi n/4) + \sin(7\pi n/4) - \sin(6\pi n/4)]$$

$$c = 3/4$$

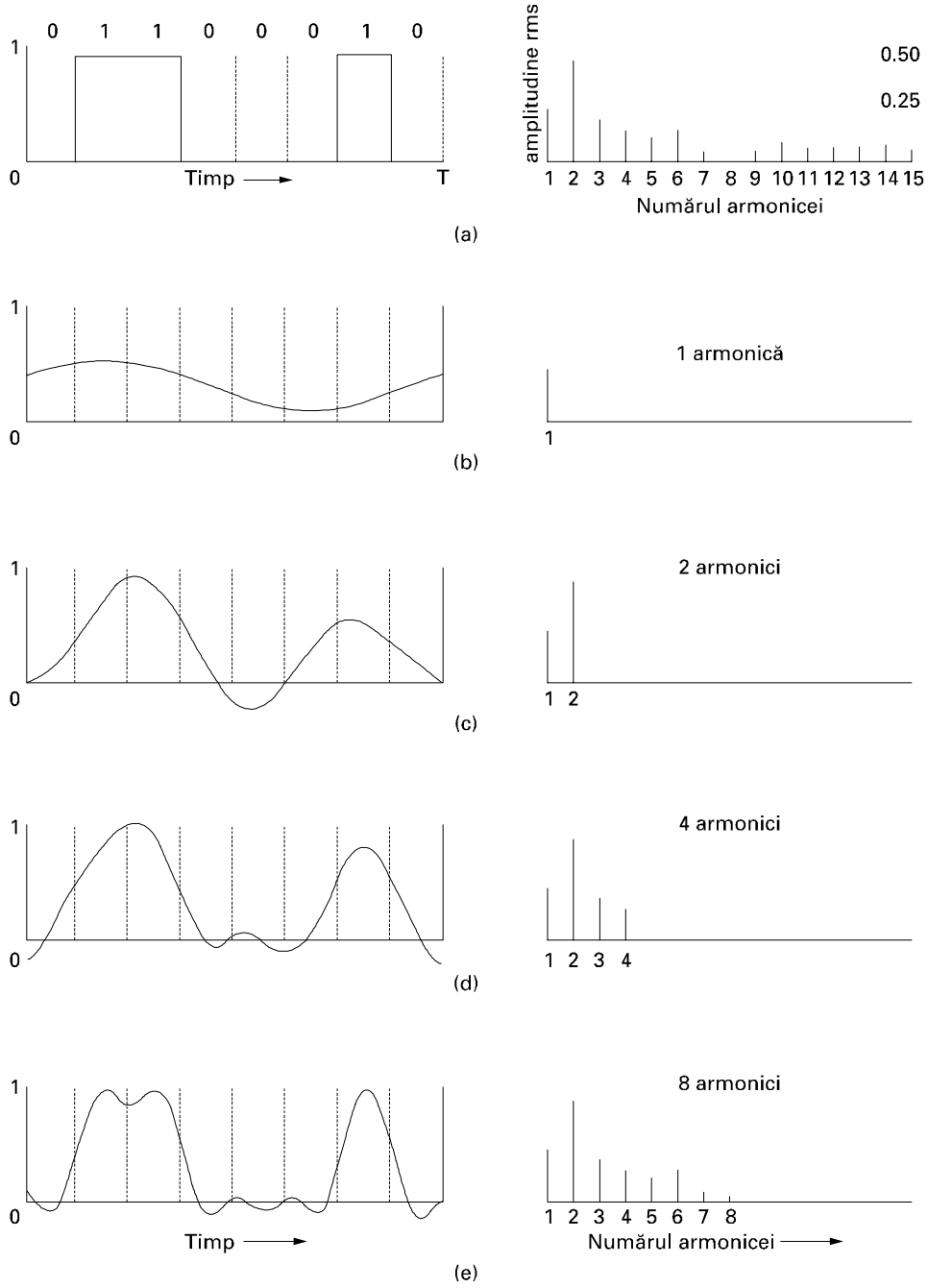


Fig. 2-1. (a) Un semnal binar și radicalul sumei pătratelor amplitudinilor Fourier. (b) - (e) Aproximații succesive ale semnalului inițial.

Radicalul sumei pătratelor amplitudinilor, $\sqrt{a_n^2 + b_n^2}$, pentru primii termeni este prezentat în partea dreaptă a fig. 2-1(a). Aceste valori sunt cele care ne interesează, deoarece pătratele lor sunt proporționale cu energia transmisă la frecvența respectivă.

Nu există un mijloc de transmisie care să poată trimite semnale fără pierdere de putere în timpul procesului. Dacă toate componentele Fourier ar fi micșorate în aceeași măsură, atunci semnalul rezultat ar fi atenuat în amplitudine, dar nu ar prezenta distorsiuni [ar avea aceeași formă ca cea din fig. 2-1(a)]. Din păcate, orice mijloc de transmisie atenuează componente Fourier diferite cu factori diferiți, introducând astfel distorsiuni. De obicei, amplitudinile sunt transmise fără atenuări de la 0 la o anumită frecvență f_p [măsurată în cicluri/secundă sau în Hertzi (Hz)] și toate celelalte componente cu frecvențe mai mari decât această frecvență de tăiere sunt puternic atenuate. Intervalul de frecvențe transmise fără a fi atenuate semnificativ se numește **lărgime de bandă**. În practică, tăierea nu este verticală (și deci frecvența de tăiere nu este exactă), astfel încât deseori lărgimea de bandă este aproximată ca intervalul dintre 0 și frecvența de trecere pentru jumătate din puterea maximă.

Lărgimea de bandă este o proprietate fizică a mediului de transmisie și de obicei depinde de construcția, grosimea și lungimea mediului. În unele cazuri, în circuit este introdus un filtru pentru a limita lărgimea de bandă disponibilă pentru fiecare client. De exemplu, un fir de telefon poate avea lărgimea de bandă de 1 MHz pentru distanțe scurte, dar companiile telefonice adaugă un filtru ce limitează fiecare client la aproximativ 3100 Hz. Această variantă este adecvată pentru vorbire inteligibilă și îmbunătățește eficiența sistemului prin limitarea utilizării de resurse de către clienți.

Să vedem cum va arăta semnalul transmis dacă banda de frecvență folosită ar fi atât de îngustă, încât numai frecvențele foarte joase pot fi transmise [funcția ar fi aproximată doar cu primii câțiva termeni ai ecuației (2-1)]. Fig. 2-1(b) reprezintă semnalul rezultat dintr-un canal care permite numai primei armonici (*f*, fundamentală) să fie transmisă. Similar, fig. 2-1(c)-(e) prezintă spectrele și funcțiile reconstruite pentru canale cu lărgime de bandă mai mare.

Fiind dată o rată de transmisie a biților de *b* biți/secundă, timpul necesar pentru a transmite 8 biți (de exemplu) este de 8/*b* secunde, frecvența primei armonice fiind *b*/8 Hz. O linie telefonică obișnuită, deseori numită **linie în bandă vocală** (**voice-grade line**), este limitată artificial de o frecvență de tăiere puțin peste 3000 Hz. Această restricție impune ca numărul celei mai mari armonice care poate fi transmisă este aproximativ de 3000/(*b*/8), adică 24000/*b* (frecvența de prag nu este foarte exactă).

Bps	T (msec)	Prima armonică (Hz)	nr. armonice transmise
300	26.27	37.5	80
600	13.33	75	40
1200	6.67	150	20
2400	3.33	300	10
4800	1.67	600	5
9600	0.83	1200	2
19200	0.42	2400	1
38400	0.21	4800	0

Fig. 2-2. Relația între viteza de transfer a datelor și armonice.

În fig. 2-2 sunt prezentate valorile pentru anumite viteze de transfer de date. Pornind de la aceste valori, este clar că încercarea de a transmite date la o viteză de 9600 bps folosind o linie telefonică obișnuită va transforma semnalul din fig. 2-1(a) în ceva asemănător cu fig. 2-1(c), fiind dificilă obținerea secvenței de biți originale. Este evident că la viteze de transfer mai mari decât 38.4 Kbps nu

există nici o speranță de a recupera semnalele binare, chiar dacă mediul de transmisie ar fi lipsit în totalitate de zgomote. Cu alte cuvinte, limitând lărgimea de bandă se limitează și viteza de transfer chiar și pentru canalele perfecte. Oricum, există tehnici de codificare sofisticate, care folosesc mai multe niveluri de tensiune și care pot atinge rate de transfer mai mari. Vom discuta aceste tehnici mai târziu în acest capitol.

2.1.3 Viteza maximă de transfer de date a unui canal

Încă din 1924, un inginer AT&T, H. Nyquist a descoperit că și un canal perfect are o capacitate limitată de transmisie. El a dedus o ecuație care exprimă viteza maximă de transfer de date pentru un canal fără zgomote, cu lărgime de bandă finită. În 1948, Claude Shannon a continuat cercetările lui Nyquist exprimând această limită pentru un canal supus zgomotului aleatoriu (termodinamic) (Shannon 1948). Noi nu vom face aici decât o scurtă prezentare a acestor rezultate, acum devenite clasice.

Nyquist a demonstrat că dacă un semnal arbitrar este transmis printr-un filtru de frecvențe joase cu lărgime de bandă H, semnalul filtrat poate fi complet reconstruit prin efectuarea a numai $2H$ eșantioane pe secundă. Eșantionarea semnalului la o viteză mai mare decât $2H$/secundă este inutilă, deoarece componentele cu o frecvență mai înaltă pe care aceste eșantioane le-ar putea obține au fost deja filtrate. Dacă semnalul are V niveluri discrete, teorema lui Nyquist afirmă:

$$\text{viteza maximă de transfer de date} = 2H \log_2 V \text{ biți / sec}$$

De exemplu, un canal de 3kHz, fără zgomote, nu poate transmite semnale binare (pe două niveluri) la o viteză mai mare de 6000 bps.

Până acum am studiat doar cazul canalelor fără zgomote. Dacă sunt prezente zgomote aleatoare, situația se deteriorează rapid. Iar un zgomot aleator (termic) datorat mișcării moleculelor în sistem va fi prezent întotdeauna. Dimensiunea zgomotului termic prezent se măsoară prin raportul dintre puterea semnalului și puterea zgomotului, fiind numită **raportul semnal-zgomot**. Dacă notăm puterea semnalului cu S și puterea zgomotului cu N, atunci raportul semnal-zgomot este S/N. De obicei, acest raport nu este specificat; în schimb, este dată expresia $10 \log_{10} S/N$. Aceste unități sunt numite **decibeli** (dB). Un raport S/N egal cu 10 este de 10 dB, un raport egal cu 100 este de 20 dB, un raport egal cu 1000 este de 30 dB și așa mai departe. De multe ori fabricanții de amplificatoare stereo caracterizează banda de frecvență (domeniul de frecvență) în care produsul lor este liniar furnizând frecvențele la care semnalul se atenuează cu 3 dB la fiecare capăt. Acestea sunt punctele în care factorul de amplificare este aproximativ înjumătățită (deoarece $\log_{10} 3 \approx 0.5$).

Rezultatul cel mai important obținut de Shannon este expresia pentru viteza maximă de transfer de date a unui canal cu zgomote, având lărgimea de bandă de H Hz și a cărui raport semnal-zgomot S/N este dat de:

$$\text{numărul maxim de biți/sec} = H \log_2 (1+S/N)$$

De exemplu, un canal cu o bandă de frecvență de 3000 Hz și zgomot termic de 30 dB (parametri tipici părții analogice a sistemului telefonic) nu va putea transmite mult mai mult de 30.000 bps, indiferent de cât de multe sau de puține niveluri are semnalul sau cât de multe sau puține eșantioane sunt luate. Rezultatele lui Shannon au fost obținute folosind atât argumente teoretice cât și argumente informaționale și se aplică oricărui canal supus zgomotelor termice. Contraexemplele ar tre-

bui plasate în aceeași categorie cu mașinile perpetuum mobile. Ar trebui remarcat și că această viteză nu este decât o limitare superioară pe care sistemele reale o ating rareori.

2.2 MEDII DE TRANSMISIE GHIDATĂ

Scopul nivelului fizic este de a transporta o secvență de biți de la o mașină la alta. Pentru transmisia efectivă pot fi utilizate diverse medii fizice. Fiecare dintre ele este definit de lărgime proprie de bandă, întârziere, cost, dar și de ușurința de instalare și întreținere. Aceste medii pot fi împărțite în două grupe mari: medii ghidate, cum sunt cablul de cupru și fibrele optice și medii neghidate, cum sunt undele radio și laserul. Vom arunca o privire asupra acestora în următoarele secțiuni.

2.2.1 Medii magnetice

Una din cele mai obișnuite metode de a transporta date de la un calculator la altul este să se scrie datele pe o bandă magnetică sau pe un suport reutilizabil (de exemplu, DVD-uri pentru înregistrare), să se transporte fizic banda sau discul la mașina de destinație, după care să se citească din nou datele. Cu toate că această metodă nu este la fel de sofisticată precum folosirea unui satelit de comunicație geosincron, ea este de multe ori mai eficientă din punct de vedere al costului, mai ales pentru aplicațiile în care lărgimea de bandă sau costul pe bit transportat sunt factori cheie.

Un calcul simplu va confirma acest punct de vedere. O bandă Ultrium standard industrial poate înmagazina 200 gigaocteți. Într-o cutie cu dimensiunile 60 x 60 x 60 cm pot să încapă cam 1000 de astfel de benzi, ceea ce înseamnă o capacitate totală de 200 de terraocteți sau 1600 terrabiți (1.6 petabiți). O cutie cu benzi poate fi distribuită oriunde în Statele Unite în 24 de ore de către Federal Express sau de alte companii. Banda de frecvență efectivă a acestei transmisii este de 1600 terrabiți / 84600 secunde, adică 19Gbps. Dacă destinația ar fi la distanță de numai o oră cu mașina, lărgimea de bandă s-ar mări la peste 400Gbps. Nici o rețea de calculatoare nu poate să se apropie de o asemenea viteză.

Pentru o bancă în care datele sunt de ordinul gigaocteților și trebuie salvate zilnic pe o altă mașină (pentru ca banca să poată funcționa în continuare chiar și în urma unor inundații puternice sau unui cutremur), probabil că nici o altă tehnologie de transmisie nu e comparabilă cu performanța atinsă de banda magnetică. Desigur, rețelele devin din ce în ce mai rapide, dar și capacitățile benzilor magnetice cresc.

Dacă ne uităm la cost, vom obține aceeași situație. Atunci, dacă sunt cumpărate en-gros, benzile Ultrium ajung să coste în jur de 40 de dolari pe bucată. O bandă poate fi refolosită de cel puțin 10 ori, astfel încât costul benzii este aproape de 4000 de dolari/cutie/utilizare. Dacă adăugăm încă 1000 de dolari pentru transport (probabil mult mai ieftin), vom avea un cost de 5000 de dolari pentru a transporta 200 de terraocteți. De aici rezultă că un gigaoctet poate fi transportat la un preț mai mic de 3 cenți. Nici o rețea nu poate concura cu un astfel de preț. Morala poveștii:

Niciodată nu subestima lărgimea de bandă a unui camion încărcat cu benzi magnetice care gonește la vale pe autostradă.

2.2.2 Cablul torsadat

Deși caracteristicile de lărgime de bandă ale mediilor magnetice sunt excelente, performanțele legate de întârzieri sunt slabe. Timpul de transmisie nu se măsoară în milisecunde, ci în minute sau ore. Pentru multe aplicații este nevoie de o conexiune on-line. Unul dintre cele mai vechi medii de transmisie, rămas cel mai utilizat mediu, este **cablul torsadat**. O pereche torsadată este formată din două fire de cupru izolate, fiecare având o grosime tipică de 1 mm. Firele sunt împletite într-o formă elicoidală, ca o moleculă de ADN. Împletirea se face pentru că două fire paralele constituie o bună antenă. Dacă firele sunt împletite, undele din diferite împletiri se anulează, astfel încât radiația firului este scăzută eficient.

Cea mai cunoscută aplicație a cablului torsadat este sistemul telefonic. Aproape toate telefoanele sunt conectate la centrala telefonică printr-un cablu torsadat. Cablurile torsadate se pot întinde pe mai mulți kilometri fără amplificare, dar pentru distanțe mai mari, sunt necesare repetoare. Atunci când mai multe cabluri torsadate sunt grupate în paralel – cum sunt de exemplu toate firele de la un bloc de locuințe legate la centrala telefonică – ele sunt legate împreună și încapsulate într-un material protector. Dacă perechile de fire nu ar fi fost împletite, cablurile grupate astfel împreună ar fi interferat. În anumite părți ale lumii, unde liniile telefonice sunt montate pe stâlpi, sunt des întâlnite cablurile cu diametrul de câțiva centimetri.

Cablurile torsadate pot fi folosite atât pentru transmisia semnalelor analogice cât și pentru transmisia de semnale digitale. Lărgimea de bandă depinde de grosimea firului și de distanța parcursă, dar, în multe cazuri, se poate atinge o viteză de mai mulți megabiți pe secundă pe distanțe de ordinul a câțiva kilometri. Datorită performanței satisfăcătoare și a costului scăzut, cablurile torsadate sunt foarte larg folosite în prezent și probabil că vor rămâne larg folosite și în următorii ani.

Există numeroase tipuri de cabluri torsadat, două dintre acestea fiind importante pentru rețelele de calculatoare. Perechile torsadate din **Categoria 3** sunt formate din două fire izolate răsucite unul în jurul celuilalt cu pas mare. De obicei, patru astfel de perechi sunt grupate într-un material plastic, pentru a le proteja și pentru a le ține împreună. Până în 1988, cele mai multe clădiri cu birouri aveau un cablu de categoria 3, care pornea din panoul central de la fiecare etaj către fiecare birou. Această schemă permitea ca maxim patru telefoane obișnuite, sau maxim două telefoane cu mai multe linii, toate aflate în același birou, să poată fi cuplate la centrala telefonică prin panoul central.

Începând din 1988, au fost introduse cablurile de **Categoria 5**, mai performante. Ele sunt similare celor din categoria 3, dar au mai multe răsuciri pe centimetru (pas de răsucire mai mic), rezultând o interferență (diafonie) scăzută și o mai bună calitate a semnalului pe distanțe mari, ceea ce le face mai adecvate comunicațiilor la viteze mari între calculatoare. Categoriile mai noi sunt 6 și 7, care sunt capabile să trateze semnale cu banda de frecvență de 250 MHz și, respectiv, 600 MHz (față de numai 16MHz sau 100MHz pentru categoriile 3 și, respectiv, 5) .

Pentru a le deosebi de cablurile torsadate voluminoase, ecranate și scumpe, pe care IBM le-a introdus la începutul anilor ‘80, dar care nu au devenit populare în afara instalațiilor IBM, aceste tipuri de cabluri sunt cunoscute sub numele de cabluri UTP (Unshielded Twisted Pair, rom: cablu torsadat neecranat). Torsadarea firelor este ilustrată în fig. 2-3.

(a) (b)

Fig. 2-3. (a) Cablu UTP cat. 3. (b) Cablu UTP cat. 5.

2.2.3 Cablu Coaxial

Un alt mediu uzual de transmisie este cablul coaxial (cunosc ut printre utilizatorii săi sub numele de „coax” și este pronunțat “co-ax”). El are o ecranare mai bună decât cablurile torsadate, putând acoperi distanțe mai mari la rate de transfer mai mari. Există două tipuri de cabluri coaxiale folosite pe scară largă. Primul, cablul de 50 de ohmi, este folosit frecvent când se dorește transmisie digitală de la început. Al doilea tip, cablul de 75 de ohmi, este frecvent folosit în transmisia analogică și televiziunea prin cablu, dar devine tot mai important o data cu apariția Internetului prin cablu. Această clasificare are la bază un criteriu stabilit mai mult pe considerente istorice decât pe considerente tehnice (de exemplu, primele antene dipol aveau o impedanță de 300 de ohmi și existau transformatoare de impedanță 4 : 1, care erau ușor de folosit).

Un cablu coaxial este format dintr-o sârmă de cupru rigidă, protejată de un material izolator. Acest material este încapsulat într-un conductor circular, de obicei sub forma unei plase strâns întrețesute. Conductorul exterior este acoperit cu un înveliș de plastic protector. În fig. 2-4 este prezentată o vedere în secțiune a cablului coaxial.

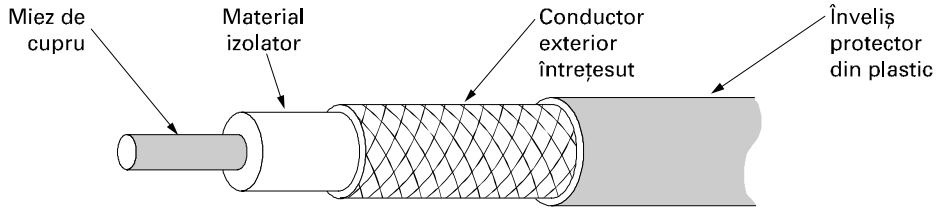


Fig. 2-4. Un cablu coaxial.

Structura și ecranarea cablului coaxial asigură o bună împletire a necesităților semnificative de lărgime de bandă și totodată de imunitate excelentă la zgomot. Lărgimea de bandă poate depinde de calitatea cablului, de lungime, și de raportul semnal-zgomot al semnalului de date. Cablurile moderne au o bandă de frecvență de aproape 1 GHz. Cablurile coaxiale erau folosite pe scară largă în sistemul telefonic pentru linii întinse pe distanțe mari, dar au fost în mare parte înlocuite cu fibre optice. Oricum, cablul coaxial este utilizat în continuare în televiziunea prin cablu și în unele rețele locale.

2.2.4 Fibre optice

Mulți dintre cei implicați în industria calculatoarelor sunt foarte mândri de viteza de evoluție a tehnologiei calculatoarelor. Originalul (1981) IBM PC rula la o frecvență de ceas de 4,77 MHz. Douăzeci de ani mai târziu, calculatoarele personale pot rula la 2 GHz, ceea ce reprezintă o creștere a frecvenței de 20 de ori pentru fiecare deceniu. Nu e rău deloc.

În aceeași perioadă, comunicațiile de date pe arii întinse au evoluat de la o viteză de 56 Kbps (ARPANET) până la 1 Gbps (comunicațiile optice moderne), o creștere de mai bine de 125 de ori pentru fiecare deceniu. În aceeași perioadă, frecvența erorilor a scăzut de la 10^{-5} per bit până aproape de zero.

Mai mult, procesoarele se apropie de limitele lor fizice, date de viteza luminii și de problemele de disipare a căldurii. Din contră, folosind tehnologiile *actuale* de fibre optice, lărgimea de bandă care poate fi atinsă este cu siguranță mai mare decât 50,000 Gbps (50 Tbps) și sunt încă mulți cei

care caută materiale și tehnologii mai performante. Limitarea practică actuală la aproximativ 10 Gbps este o consecință a imposibilității de a converti mai rapid semnalele electrice în semnale optice, deși, în laborator, 100 Gbps a fost atinsă într-o singură fibră.

În cursa dintre calculatoare și comunicații, acestea din urmă au învins. Implicațiile complete ale lărgimii de bandă infinite (deși nu la un cost nul) nu au fost încă abordate de o generație de oameni de știință și ingineri învățați să gândească în termenii limitărilor calculate de Nyquist și Shannon, limitări stricte impuse de firele de cupru. Noua paradigmă convențională spune că mașinile de calcul sunt extrem de lente, astfel că rețelele trebuie să evite cu orice preț calculele, indiferent de lărgimea de bandă risipită. În această secțiune vom studia fibrele optice pentru a ne familiariza cu această tehnologie de transmisie.

Un sistem de transmisie optică este format din trei componente: sursa de lumină, mediul de transmisie și detectorul. Prin convenție, un impuls de lumină înseamnă un bit cu valoarea 1, iar absența luminii indică un bit cu valoarea 0. Mediul de transmisie este o fibră foarte subțire de sticlă. Atunci când interceptează un impuls luminos, detectorul generează un impuls electric. Prin atașarea unei surse de lumină la un capăt al fibrei optice și a unui detector la celălalt, obținem un sistem unidirecțional de transmisie a datelor care primește un semnal electric, îl convertește și îl transmite ca impulsuri luminoase și apoi reconvertește ieșirea în semnale electrice la recepție.

Acest sistem de transmisie ar fi pierdut din semnalele luminoase și ar fi fost lipsit de importanță în practică, dacă nu s-ar fi folosit un principiu interesant al fizicii: când o rază luminoasă trece de la un mediu la altul, de exemplu de la siliciu la aer, raza este refractată (frântă) la suprafața de separație siliciu / aer ca în fig. 2-5. Se observă o rază de lumină incidentă pe suprafața de separație la un unghi α_1 care se refractă la un unghi β_1. Mărimea refracției depinde de proprietățile celor două medii (în particular, de indicii lor de refracție). Pentru unghiuri de incidență mai mari decât o anumită valoare critică, lumina este refractată înapoi în siliciu fără nici o pierdere. Astfel o rază de lumină, la un unghi egal sau mai mare decât unghiul critic, este încapsulată în interiorul fibrei, ca în fig. 2-5(b) și se poate propaga pe mulți kilometri, aparent fără pierderi.

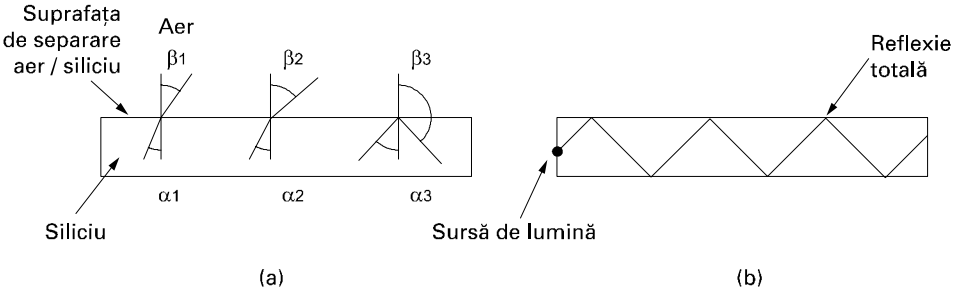


Fig. 2-5. (a) Trei exemple de raze de lumină în interiorul unei fibre de siliciu care cad pe suprafața de separație aer/siliciu la unghiuri diferite. (b) Încapsularea luminii prin reflexie totală.

În fig. 2-5(b) se poate observa o singura rază încapsulată, dar se pot transmite mai multe raze cu unghiuri de incidență diferite, datorită faptului că orice rază de lumină cu unghi de incidență la suprafața de separație mai mare decât unghiul critic va fi reflectată total. Se spune că fiecare rază are un **mod** diferit, iar fibra care are această proprietate se numește **fibră multi-mod**.

Oricum, dacă diametrul fibrei este redus la câteva lungimi de undă ale luminii, fibra acționează ca un ghid de undă și lumina se va propaga în linie dreaptă, fără reflexii, rezultând o **fibră monomod**. Aceste fibre sunt mai scumpe, dar sunt des folosite pentru distanțe mai mari. Fibrele mono-

mod curente pot transmite date la 50 Gbps pe distanțe de 100 Km fără amplificare. În condiții de laborator și pentru distanțe mai mici s-au obținut rate de transfer chiar și mai mari.

Transmisia luminii prin fibre

Fibrele optice sunt fabricate din sticlă, iar sticla este fabricată la rândul ei din nisip, un material brut necostisitor, care se găsește în cantități nelimitate. Producerea sticlei era cunoscută de egiptenii din Antichitate, dar pentru ei sticla trebuia să nu fie mai groasă de 1 mm pentru ca lumina să poată să treacă prin ea. Sticla suficient de transparentă pentru a putea fi folosită ca fereastră a apărut abia în timpul Renașterii. Sticla folosită pentru fibrele optice moderne este atât de transparentă încât, dacă oceanele ar fi fost pline cu astfel de sticlă în loc de apă, fundul oceanului s-ar vedea de la suprafață tot atât de clar precum se vede pământul din avion într-o zi senină.

Atenuarea luminii prin sticlă depinde de lungimea de undă a luminii (și de alte câteva proprietăți fizice ale sticlei). Pentru tipul de sticlă folosit la fibre optice, atenuarea este prezentată în fig. 2-6, măsurată în decibeli pe kilometru liniar de fibră. Atenuarea în decibeli este dată de formula:

$$Atenuarea\_în\_decibeli = 10\log_{10}\frac{puterea\_transmisă}{puterea\_receptionată}$$

De exemplu, pentru un factor de pierdere egal cu 2 rezultă o atenuare de $10 \log_{10}2 = 3$ dB. Fig. prezintă valorile atenuării pentru lungimi de undă apropiate spectrului razelor infraroșii, care sunt folosite în practică. Lumina vizibilă are lungimi de undă puțin mai mici, de la 0.4 la 0.7 microni (1 micron este 10^{-6} metri).

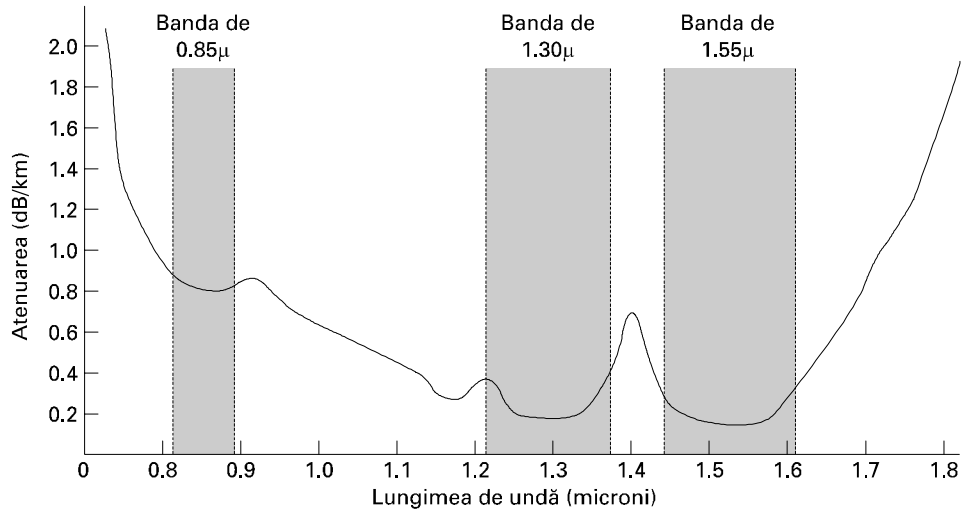


Fig. 2-6. Atenuarea luminii prin fibră în spectrul infraroșu.

Trei benzi din acest spectru sunt folosite în comunicații. Ele sunt centrate respectiv la 0.85, 1.3 și 1.55 microni. Ultimele două au proprietăți bune de atenuare (mai puțin de 5% pierderi pe kilometru). Banda de 0.85 microni are o atenuare mai mare, dar o proprietate care o avantajează este că, la această lungime de undă, laserul și echipamentul electronic pot fi făcute din același material (arseniură de galiu). Toate cele trei benzi au o lărgime de bandă între 25.000 și 30.000 GHz.

Impulsurile de lumină transmise prin fibră își extind lungimea în timpul propagării. Această extindere se numește **dispersie cromatică**, și mărimea ei este dependentă de lungimea de undă. Un mod de a preveni suprapunerea acestor impulsuri extinse este de a mări distanța dintre ele, dar aceasta se poate face doar prin reducerea ratei semnalului. Din fericire, s-a descoperit că, dând acestor impulsuri o formă specială, legată de reciproca cosinusului hiperbolic, se anulează toate efectele de dispersie, și este astfel posibil să se trimită impulsuri pe mii de kilometri, fără distorsiuni semnificative ale formei. Aceste impulsuri se numesc **solitonuri**. Cercetările pentru implementarea practică a acestei soluții de laborator sunt în plină desfășurare.

Cablurile din fibră optică

Cablurile din fibră optică sunt similare celor coaxiale, cu singura deosebire că nu prezintă acel material conductor exterior sub forma unei plase. Fig. 2-7(a) prezintă o secțiune a unei singure fibre. În centru se află miezul de sticlă prin care se propagă lumina. În fibrele multi-mod, miezul are un diametru de 50 microni, aproximativ grosimea părului uman. În fibrele mono-mod miezul este de 8 până la 10 microni.

Miezul este îmbrăcat în sticlă cu un indice de refracție mai mic decât miezul, pentru a păstra lumina în miez. Totul este protejat cu o învelitoare subțire din plastic. De obicei, mai multe fibre sunt grupate împreună, protejate de o teacă protectoare. Fig. 2-7(b) prezintă un astfel de cablu cu trei fibre.

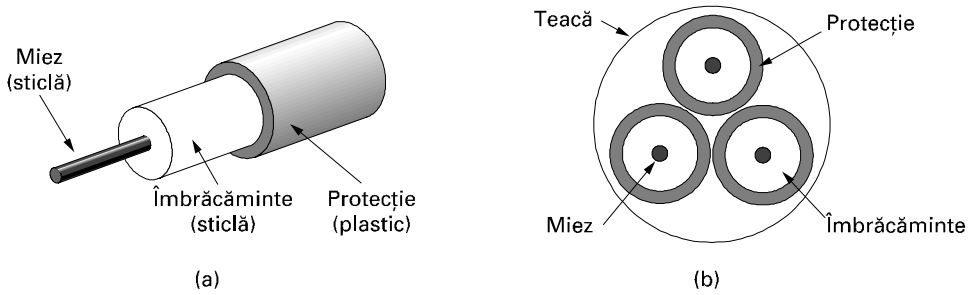


Fig. 2-7 (a) Vedere perspectivă a unei singure fibre.
(b) Vedere în secțiune a unei teci cu trei fibre.

Fibrele terestre sunt îngropate în pământ până la adâncimi de un metru, fiind ocazional deteriorate de buldozere sau de cârtițe. Lângă țărm, fibrele transoceanice sunt îngropate în șanțuri cu ajutorul unui fel de plug de mare. În apele adânci, ele stau pe fundul apei, unde pot fi agățate de traulere de pescuit sau pot fi atacate de calmari. Fibrele pot fi conectate în trei moduri. Primul mod constă în atașarea la capătul fibrei a unor conectori care se pot lega la un soclu pentru fibră. Conectorii pierd între 10% și 20% din lumină, dar avantajul acestor sisteme este că sunt ușor de reconfigurat.

Al doilea mod constă în îmbinarea mecanică. Îmbinările mecanice se obțin prin atașarea celor două capete unul lângă altul, într-un înveliș special, și fixarea lor cu ajutorul unor clame. Alinierea se poate face prin trimitere de semnale prin joncțiune și realizarea de mici ajustări pentru a maximiza semnalul. Unui specialist îi trebuie în jur de 5 minute să facă o îmbinare mecanică, aceasta având ca rezultat o pierdere de lumină de 10%.

A treia posibilitate este de a îmbina (topi) cele două bucăți de fibră, pentru a forma o conexiune solidă. O îmbinare prin sudură este aproape la fel de bună ca și folosirea unui singur fir, dar chiar și aici, apare o mică atenuare.

Pentru toate cele trei tipuri de îmbinare poate să apară fenomenul de reflexie la punctul de îmbinare, iar energia reflectată poate interfera cu semnalul.

Criteriu	LED	Laser cu semiconductor
Viteza de transfer a datelor	Joasă	Mare
Tip de fibră	Multi-mod	Multi-mod sau uni-mod
Distanță	Scurtă	Lungă
Durata de viață	Viață lungă	Viață scurtă
Sensibilitate la temperatură	Minoră	Substanțială
Cost	Cost redus	Scump

Fig. 2-8. O comparație între laserele semiconductoare și LED-uri ca surse de lumină.

Pentru transmiterea semnalului se pot folosi două tipuri de surse de lumină: LED-uri (Light Emitting Diode – diodă cu emitere de lumină) și laserul cu semiconductor. Ele au proprietăți diferite, după cum arată fig. 2-8. Ele se pot ajusta în lungime de undă prin introducerea interferometrelor Fabry-Perot sau Mach-Zender între sursă și fibra optică. Interferometrele Fabry-Perot sunt simple cavități rezonante, formate din două oglinzi paralele. Lumina cade perpendicular pe oglinzi. Lungimea acestei cavități selectează acele lungimi de undă care încap în interior de un număr întreg de ori. Interferometrele Mach-Zender separă lumina în două fascicole. Cele două fascicole se propagă pe distanțe ușor diferite. Ele sunt apoi recombinate și se află în fază doar pentru anumite lungimi de undă.

Capătul fibrei optice care recepționează semnalul constă dintr-o fotodiodă, care declanșează un impuls electric când primește o rază de lumină. Timpul de răspuns tipic al unei diode este de 1ns, ceea ce limitează viteza de transfer de date la aproximativ 1Gbps. Pentru a putea fi detectat, un impuls luminos trebuie să aibă suficientă energie ca să evite problema zgomotului termic. Viteza de apariție a erorilor se poate controla prin asocierea unei puteri suficient de mari a semnalului.

Rețelele din fibre optice

Fibrele optice pot fi folosite atât pentru LAN-uri cât și pentru transmisia pe distanțe foarte lungi, deși conectarea într-o rețea bazată pe acest mediu este mult mai complexă decât conectarea la Ethernet. O soluție pentru a evita această problemă este prezentarea unei rețele în inel ca fiind o colecție de legături punct la punct, așa ca în fig. 2-9. Interfața fiecărui calculator lasă să treacă impulsul de lumină către următoarea legătură și totodată are rolul unei joncțiuni în T pentru a face posibilă transmiterea și recepția mesajelor.

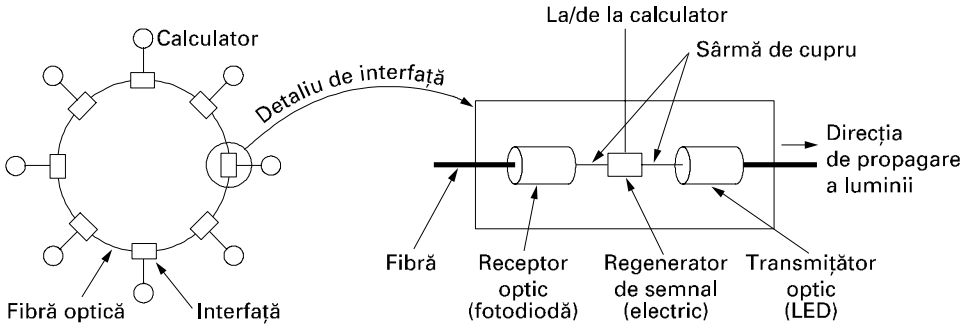


Fig. 2-9. Un inel din fibră optică cu repetoare active.

Se folosesc două tipuri de interfețe. O interfață activă constă din doi conectori sudați pe fibra centrală. Unul din ei are la un capăt un LED sau o diodă cu laser (pentru transmisie) și celălalt are la capăt o fotodiodă (pentru recepție). Conectorul este complet pasiv și este viabil, deoarece un LED sau o fotodiodă defectă nu întrerupe inelul, ci doar scoate un calculator din circuit.

Un alt model de interfață, prezentat în fig. 2-9, este **repetorul activ**. Lumina recepționată este convertită într-un semnal electric, regenerat la putere maximă, dacă este atenuat și retransmis ca semnal luminos. Interfața cu calculatorul este un fir de cupru obișnuit care se leagă la regeneratorul de semnal. În prezent, sunt folosite și repetoare integral optice. Aceste echipamente nu necesită conversii de tipul optic-electric-optic, ceea ce înseamnă că pot opera la lărgimi de bandă foarte mari.

În cazul în care repetorul activ se deteriorează, inelul este întrerupt și rețeaua nu mai funcționează. Pe de altă parte, deoarece semnalul este regenerat de fiecare interfață, legăturile între două calculatoare adiacente pot avea lungimi de kilometri, practic fără nici o limitare asupra dimensiunii totale a inelului. Interfețele pasive diminuează lumina la fiecare joncțiune, având ca efect restricții drastice în ceea ce privește numărul de calculatoare ce pot fi conectate și lungimea totală a inelului.

O topologie în inel nu este singura modalitate de a construi un LAN folosind fibre optice. Este posibilă și o arhitectură de tip **stea pasivă**, ca aceea prezentată în fig. 2-10. În această schemă, fiecare interfață prezintă o fibră care face conexiunea între transmițător și un cilindru de siliciu, cu toate aceste fibre sudate la un capăt al cilindrului. Similar, fibrele sudate la celălalt capăt al cilindrului se conectează la fiecare receptor. Ori de câte ori o interfață transmite un semnal, el este difuzat în interiorul stelei pasive pentru a ilumina toți receptorii, realizându-se astfel difuzarea. Steaua pasivă combină toate semnalele de la intrare și transmite semnalul combinat pe toate liniile. Deoarece energia de la intrare este împărțită între toate liniile de la ieșire, numărul de noduri în rețea este limitat de senzitivitatea fotodiodelor.

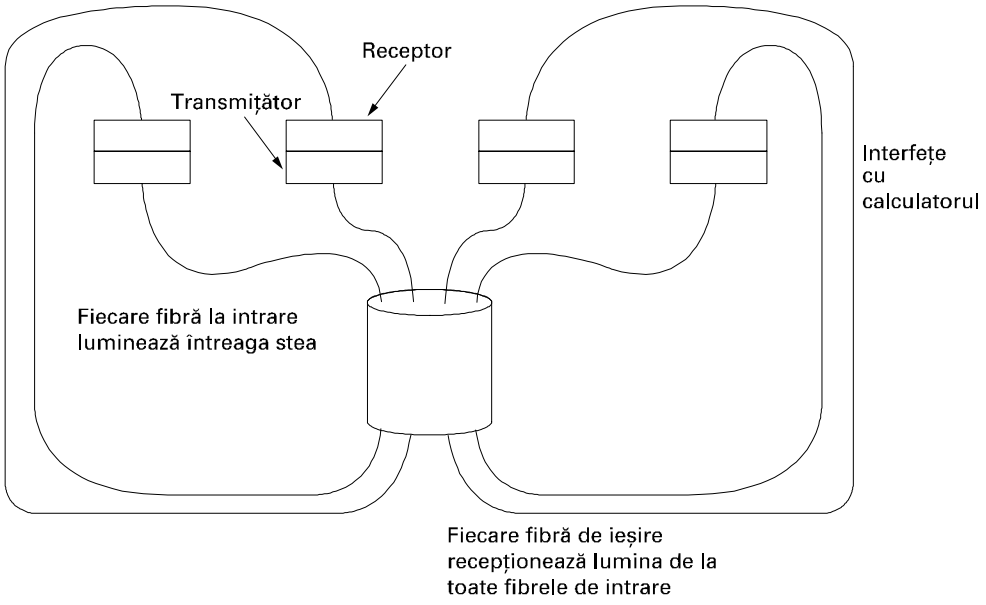


Fig. 2-10. Conectarea unei stele pasive în rețelele de fibră optică.

Comparație între fibrele optice și firul de cupru

O comparație între fibra optică și firele de cupru este instructivă. Fibra are multe avantaje. Mai întâi, lărgimea de bandă pe care o suportă este mai mare decât a firelor de cupru. Numai acest lucru și ar fi suficient pentru a fi utilizată în rețelele performante. Datorită atenuării scăzute, repetoarele sunt necesare la fiecare 30 km pe liniile lungi, în comparație cu 5 Km pentru cupru. Fibra are avantajul că nu este afectată de șocurile electrice, de interferența câmpului electromagnetic sau de căderile de tensiune. De asemenea, nu este afectată nici de substanțele chimice corozive din aer, fiind ideală pentru mediile aspre din fabrici.

Destul de surprinzător, companiile de telefoane preferă fibra dintr-un alt motiv: este subțire și foarte ușoară. Multe dintre canalele cu cabluri sunt pline până la refuz și prin înlocuirea cuprului cu fibră se obține ceva spațiu, iar cuprul are o valoare excelentă pe piață, deoarece fabricile îl consideră un minereu de mare importanță. De asemenea, fibra este mai ușoară decât cuprul. O mie de cabluri torsadate cu o lungime de 100 Km lungime cântăresc 8000 Kg. Două fibre au o capacitate mai mare și cântăresc doar 100 Kg, acest lucru reducând drastic necesitatea unor echipamente mecanice scumpe care trebuie întreținute. Pe traseele noi, fibra câștigă detașat în fața cuprului datorită costului de instalare foarte scăzut.

În sfârșit, fibrele nu disipă lumina și de aceea sunt foarte dificil de interceptat. Aceste proprietăți le oferă o excelentă securitate împotriva unor potențiale tentative de interceptare.

Pe de altă parte, fibra este o tehnologie mai puțin familiară și necesită o pregătire pe care nu toți inginerii o au, iar fibrele pot fi stricate ușor dacă sunt îndoite prea mult. Deoarece transmisia optică este prin natura ei unidirecțională, comunicațiile bidirecționale necesită fie două fibre, fie două benzi de frecvență diferite pe aceeași fibră. În sfârșit, interfețele pentru fibră costă mai mult decât interfețele electrice. Nu mai puțin adevărat este faptul că toate comunicațiile de date pe lungimi mai mari de câțiva metri se vor face în viitor cu fibre. Pentru o discuție asupra tuturor aspectelor fibrelor optice și asupra rețelelor construite cu ele, vedeți (Hecht, 2001).

2.3 COMUNICAȚIILE FĂRĂ FIR

Epoca noastră a generat dependența de informație: oameni care au nevoie să fie în permanența conectați la informații. Pentru acești utilizatori mobili, cablul torsadat, cablul coaxial și fibrele optice nu sunt de nici un folos. Ei au nevoie de date pentru calculatoarele lor portabile, fără a fi legați de infrastructura comunicațiilor terestre. Pentru acești utilizatori comunicațiile fără fir reprezintă soluția optimă. În secțiunile ce urmează, vom discuta la modul general asupra comunicațiilor fără fir, deoarece acestea au multe alte aplicații importante în afara serviciilor de conectare oferite utilizatorilor care doresc să navigheze pe WEB de pe plajă.

Sunt voci care susțin că viitorul rezervă numai două tipuri de comunicații: prin fibre optice și fără fir. Toate calculatoarele, faxurile, telefoanele fixe (nemobile) vor folosi fibre, iar cele mobile vor folosi comunicația fără fir.

Comunicațiile fără fir sunt avantajoase chiar și pentru echipamentele fixe, în anumite împrejurări. De exemplu, în cazul în care conectarea unei clădiri cu ajutorul fibrei este dificilă datorită terenului (munți, jungle, mlaștini etc.), comunicația fără fir poate fi mai bună. Este de remarcat faptul că

sistemele moderne de comunicație digitală fără fir au apărut în Insulele Hawaii, unde utilizatorii erau despărțiți de mari întinderi de apă din oceanul Pacific, sistemul telefonic fiind inadecvat.

2.3.1 Spectrul electromagnetic

Atunci când electronii se află în mișcare, ei creează unde electromagnetice care se pot propaga prin spațiu (chiar și în vid). Aceste unde au fost prezise de fizicianul britanic James Clerk Maxwell în 1865 și au fost observate pentru prima dată de fizicianul german Heinrich Hertz în 1887. Numărul de oscilații ale unei unde într-o secundă poartă numele de **frecvență**, *f*, și este măsurată în **Hz** (în onoarea lui Heinrich Hertz). Distanța dintre două maxime (sau minime) consecutive este numită **lungime de undă.** Notația universală a lungimii de undă este λ (lambda).

Când o antenă dimensionată corespunzător este atașată unui circuit, undele electromagnetice pot fi difuzate eficient și interceptate de un receptor, aflat la o anumită distanță. Acest principiu stă la baza tuturor comunicațiilor fără fir.

În vid, toate undele electromagnetice se transmit cu aceeași viteză, indiferent de frecvență, Această viteză, numită de obicei **viteza luminii**, *c*, este de aproximativ de 3 x 10^8 m/s, sau aproape 1 picior (30 cm) pe nanosecundă. (Ar fi o ideea redefinirea *piciorului (*eng: *foot*) ca fiind distanța pe care o parcurge lumina în vid într-o nanosecunda, mai degrabă decât definirea pe baza mărimii pantofului unui rege oarecare mort demult). În cupru sau în fibră, viteza scade la aproape 2/3 din această valoare și devine ușor dependentă de frecvența undei. Viteza luminii este viteza maximă care poate fi atinsă – nici un obiect sau semnal nu se deplasează vreodată cu o viteza mai mare ca aceasta.

Relația fundamentală dintre *f*, λ și *c* (în vid) este

$$\lambda f = c \tag{2-2}$$

Deoarece *c* este o constantă, știind *f* putem afla λ, dar și invers. Ca o regulă clară, rețineți că atunci când λ este în metri și *f* este în MHz, λf=300. De exemplu, undele cu frecvența de 100 MHz au lungimea de undă de aproape 3 metri, cele cu frecvența de 1000 MHz au lungimea de undă de 0.3 metri, iar cele cu lungimea de undă de 0.1 metri au frecvența de 3000 MHz.

În fig. 2-11 este prezentat spectrul electromagnetic. Domeniile corespunzătoare undelor radio, microundelor, undelor infraroșii și luminii vizibile din spectru pot fi folosite pentru transmiterea informației prin modularea amplitudinii, frecvenței sau fazei undelor. Lumina ultravioletă, razele X și razele gama ar fi chiar mai performante datorită frecvențelor lor mai înalte, dar ele sunt greu de produs și de modulat, nu se propagă bine prin clădiri și sunt periculoase pentru ființele vii. Benzile listate în partea de jos a fig. 2-11 sunt numele oficiale ITU și se bazează pe lungimile de undă, LF acoperind intervalul de la 1 Km la 10 Km (aproximativ de la 30 KHz la 300 KHz). Termenii de LF, MF și HF se referă la frecvențele joase, medii și înalte, respectiv. Este evident că atunci când au fost date aceste nume, nimeni nu se aștepta ca frecvențe mai mari de 10 MHz să se folosească vreodată. Benzile mai înalte au fost numite mai târziu benzi de frecvență Foarte, Ultra, Super, Extrem și Extraordinar de înalte. Dincolo de aceste frecvențe nu mai există denumiri consacrate, dar am putea să folosim expresii de genul frecvențe Incredibil, Uimitor sau Miraculos de înalte.

Cantitatea de informație pe care o undă electromagnetică o poate transporta este legată de lărgimea ei de bandă. Folosind tehnologia curentă, este posibil să codificăm câțiva biți pe Hertz la frecvențe joase și deseori până la 8 biți pe Hertz la frecvențe înalte; în concluzie, un cablu torsadat cu lărgimea de bandă de 750MHz poate transporta date de ordinul a câțiva gigabiți/s. Din fig. 2-11 ar trebui să reiasă de acum foarte clar de ce profesioniștii din domeniul rețelelor apreciază atât de mult fibrele optice.

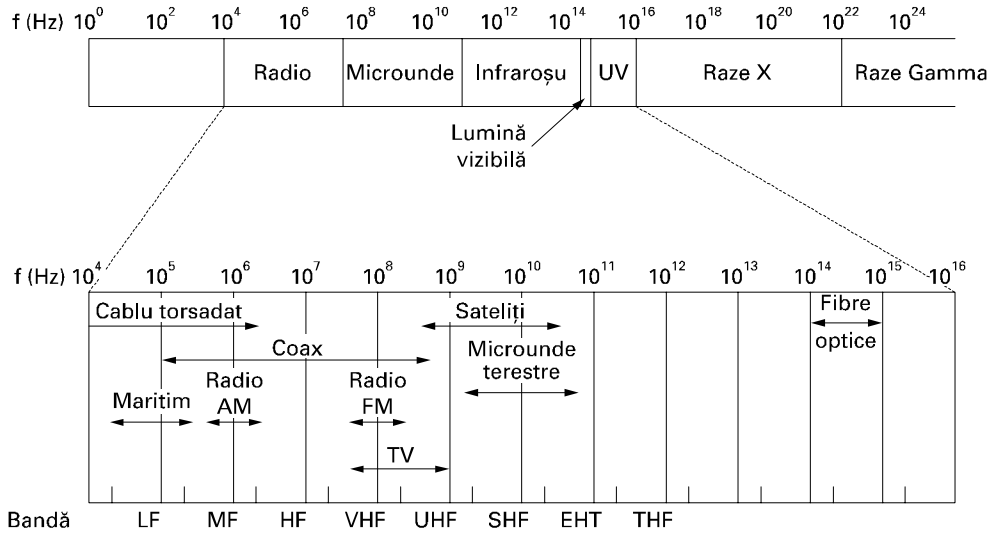


Fig. 2-11. Spectrul electromagnetic așa cum este folosit în comunicații.

Dacă rezolvăm Ec. (2-2) pentru f și o diferențiem în raport cu lungimea de undă, obținem

$$\frac{df}{d\lambda} = -\frac{c}{\lambda^2}$$

Dacă trecem la diferențe finite în loc de diferențiale și alegem doar valorile pozitive, obținem:

$$\Delta f = \frac{c\Delta\lambda}{\lambda^2} \tag{2-3}$$

Astfel, fiind dată lărgimea unei benzi de lungimi de undă, $\Delta\lambda$, putem calcula banda de frecvență corespunzătoare, Δf și, în continuare, viteza de transfer de date pe care banda o poate produce. Cu cât banda este mai largă, cu atât crește viteza de transfer a datelor. De exemplu, să considerăm banda de 1.30 microni din fig. 2-6. Aici avem $\lambda = 1.3 \times 10^{-6}$ și $\Delta\lambda = 0.17 \times 10^{-6}$, cu Δf aproape 30 THz. La , să zicem, 8 biți/Hz, avem 240 Tbps.

Majoritatea transmisiilor folosesc o bandă îngustă de frecvență ($\Delta f / f << 1$) pentru a obține cea mai bună recepție (cât mai mulți Watts/Hz). Totuși, banda largă este folosită în două situații. În cazul utilizării metodei **salturilor de frecvență într-un spectru larg** (**frequency hopping spread spectrum**), transmițătorul sare de la o frecvență la alta de sute de ori pe secundă. Ea este foarte populară în comunicațiile armatei, deoarece face transmisia greu de detectat și aproape imposibil de bruiat. De asemenea, oferă un grad ridicat de imunitate la atenuarea multi-căi, deoarece semnalul direct ajunge întotdeauna primul la receptor. Semnalele reflectate urmăresc o cale mai lungă si ajung mai târziu. Până atunci receptorul a schimbat deja frecvența și nu mai primește semnale cu frecvența anterioară, eliminând astfel orice interferență între semnalele directe și cele reflectate. În ultimii ani, această tehnică a fost aplicată comercial – de exemplu, pentru 802.11 și pentru Bluetooth.

Ca o curiozitate, tehnica a fost co-inventată de Hedy Lamarr, o senzuală actriță născută în Austria, prima femeie care a apărut goală intr-un film (în 1933, în filmul cehesc Extase). Primul ei soț era fabricant de armament, și i-a spus cât de ușor era să blochezi undele radio, folosite pe atunci

pentru ghidarea torpilelor. Îngrozită când a descoperit că el îi vindea arme lui Hitler, ea s-a deghizat în servitoare pentru a fugi și a zburat la Hollywood pentru a-și continua cariera de actriță de film. În timpul liber, a inventat metoda salturilor de frecvențe pentru a-i ajuta pe aliați în război. Schema ei folosea 88 de frecvențe, numărul de clape (si frecvențe) de la pian. Pentru invenția lor, ea și prietenul ei, compozitorul de musical-uri George Antheil, au primit patentul U.S. cu numărul 2.292.387 . Totuși, nu au reușit sa convingă marina americană că invenția lor putea fi pusă în practică și nu au primit niciodată nici un fel de onoruri. Abia peste ani, după ce patentul expirase, metoda a devenit o tehnică populară.

Și cealaltă formă de spectru larg, **spectru larg cu succesiune directă** (**direct sequence spread spectrum**), metodă care împrăștie semnalul pe o bandă de frecvență largă câștigă popularitate în lumea comercială. In particular, unele telefoane mobile din cea de-a doua generație folosesc această tehnică, și va deveni predominantă pentru generația a treia, datorită eficienței spectrale bune, imunității la zgomot și a altor proprietăți. Este folosită și în unele LAN-uri fără fir. Vom reveni la discuția despre spectrul larg mai târziu în acest capitol. Pentru o istorie fascinantă și detaliată a comunicațiilor în spectru larg, vezi (Scholtz, 1982).

Pentru moment, vom considera că toate transmisiunile folosesc o bandă de frecvență îngustă. Vom discuta despre modul în care diverse părți ale spectrului electromagnetic din fig. 2-11 sunt folosite, începând cu banda radio.

2.3.2 Transmisia radio

Undele radio sunt ușor de generat, pot parcurge distanțe mari, penetrează cu ușurință zidurile clădirilor, fiind larg răspândite în comunicații, atât interioare cât și exterioare. De asemenea, undele radio sunt omnidirecționale, ceea ce înseamnă că se pot propaga în orice direcție de la sursă, deci nu este nevoie de o aliniere fizică a transmițătorului cu receptorul.

Uneori această proprietate de propagare omnidirecțională este bună, alteori nu. În anii ‘70, General Motors a decis să echipeze noile sale Cadillac-uri cu un calculator care să prevină blocarea frânelor. Atunci când șoferul apăsa pedala de frână, calculatorul frâna treptat, în loc să preseze frâna complet. Într-o zi frumoasă de vară, un ofițer de pe o autostradă din Ohio a început să-și folosească stația radio mobilă pentru a chema sediul central și deodată un Cadillac situat în apropriere a început să se cabreze ca un cal sălbatic. Atunci când ofițerul a oprit mașina, șoferul a pretins că el nu a făcut nimic, dar mașina a înnebunit.

În cele din urmă a reieșit că lucrurile se petreceau după un anumit tipar: mașinile Cadillac erau scăpate uneori de sub control, dar numai pe marile autostrăzi din Ohio și numai când o patrulă de poliție era în zonă. Pentru o foarte lungă perioadă de timp, cei de la General Motors nu au înțeles de ce mașinile mergeau foarte bine în toate celelalte state, ca și pe străzile secundare din Ohio. După îndelungi căutări au descoperit că, în Cadillac, cablajul forma o antenă foarte bună pentru frecvența folosită de noul sistem radio al poliției rutiere din Ohio.

Proprietățile undelor radio sunt dependente de frecvență. La frecvențe joase, undele radio se propagă bine prin obstacole, dar puterea semnalului scade mult odată cu distanța de la sursă, aproximativ cu $1/r^2$ în aer. La frecvențe înalte, undele radio tind să se propage în linie dreaptă și să ricoșeze din obstacole. De asemenea, sunt absorbite de ploaie. Mai mult, toate frecvențele radio sunt supuse la interferențe datorate motoarelor și altor echipamente electrice.

Datorită capacității undelor radio de a se propaga pe distanțe mari, interferența dintre utilizatori devine o problemă. Acesta este principalul motiv pentru care toate guvernele acordă cu foarte mare atenție licențele pentru utilizatorii de transmițătoare radio, cu o singură excepție (discutată mai jos).

În benzile de frecvență foarte joasă (VLF), joasă (LF) și medie (MF), undele radio se propagă la sol, după cum este ilustrat în fig. 2-12(a). Aceste unde pot fi detectate pe distanțe de până la aproximativ 1000 Km pentru frecvențele mai joase și pe distanțe mai mici pentru cele mai înalte. Pentru difuzarea undelor radio AM se folosește banda MF, acesta fiind motivul pentru care stația radio AM din Boston nu poate fi auzită cu ușurință în New York. Undele radio în această bandă trec ușor prin clădiri, fiind astfel posibilă utilizarea radiourilor portabile în spații interioare. Problema principală care apare la comunicația de date la aceste frecvențe este lărgimea mică a benzii pe care o oferă [vezi ecuația (2-2)].

În benzile de frecvență înaltă și foarte înaltă, undele de la sol tind să fie absorbite de pământ. Totuși, undele care ating ionosfera (un strat de particule care învelește atmosfera la o înălțime de 100 până la 500 Km), sunt refractate de aceasta și trimise înapoi spre pământ, după cum arată fig. 2-12(b). În anumite condiții atmosferice, semnalele pot parcurge acest drum de mai multe ori.

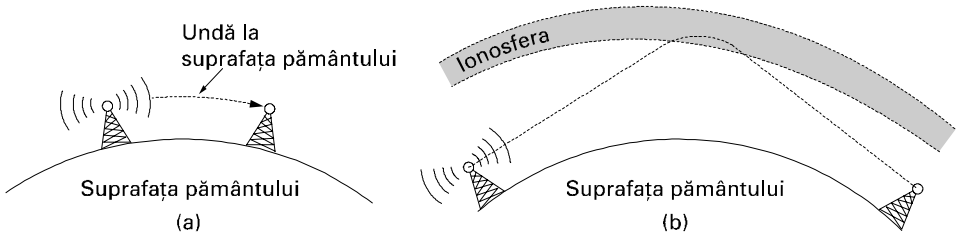


Fig. 2-12. (a) În benzile VLF, VF și MF, undele radio urmăresc curbura pământului. (b) În banda HF undele revin din ionosferă.

Operatorii radio amatori folosesc aceste benzi pentru a realiza convorbiri la mare distanță. De asemenea, comunicațiile armatei se desfășoară în benzile de frecvențe înalte și foarte înalte.

2.3.3 Transmisia prin microunde

Peste 100 MHz, undele se propagă în linii aproximativ drepte și pot fi, din acest motiv, direcționate. Concentrând toată energia într-un fascicol îngust, cu ajutorul unei antene parabolice (ca o antenă de satelit obișnuită) rezultă o valoare mult mai ridicată a raportului semnal-zgomot, dar antenele care transmit și cele care recepționează trebuie să fie aliniate cu precizie una cu alta. În plus, faptul că aceste unde sunt orientate permite ca mai multe transmițătoare să fie aliniate și să comunice cu mai multe receptoare aflate în linie, fără interferențe, cu condiția să se respecte câteva reguli de distanțare. Înaintea fibrelor optice, microundele au format, timp de decenii, inima sistemului telefonic de comunicație pe distanțe mari. De fapt, MCI, una dintre primele competitoare AT&T , și-a construit întregul sistem prin comunicații cu microunde, din turn în turn, la distanțe de zeci de kilometri între ele. Chiar și numele companiei reflectă acest lucru (MCI înseamnă Microwave Communications, Inc.). MCI a trecut apoi pe fibră și a fuzionat cu WorldCom.

Datorită faptului că microundele se propagă în linii drepte, dacă turnurile sunt foarte depărtate, atunci în calea lor stă chiar Pământul (gândiți-vă la o legătură între San Francisco și Amsterdam). În consecință trebuie instalate repetoare din loc în loc. Cu cât turnurile sunt mai înalte, cu atât distanța

dintre repetoare este mai mare. Distanța dintre repetoare crește direct proporțional cu radicalul înălțimii turnului. Pentru turnuri cu o înălțime de 100 m, distanța dintre repetoare poate fi de 80 km.

Spre deosebire de undele radio de frecvențe joase, microundele nu trec cu ușurință prin zidurile clădirilor. În plus, cu toate că unda poate fi bine direcționată la transmițător, apare o divergență în spațiu. Unele unde pot fi refractate de straturile atmosferice joase și pot întârzia mai mult decât undele directe. Undele întârziate pot sosi defazate față de unda directă, anulând astfel semnalul. Acest efect este numit **atenuare multi-căi** (**multipath fading**) și constituie deseori o problemă serioasă. Este dependentă de vreme și de frecvență. Unii operatori păstrează nefolosit un procent de 10 la sută din canalul propriu pentru a putea comuta pe acesta atunci când atenuarea multi-căi le anulează temporar anumite benzi de frecvență.

Cererea de benzi este din ce în ce mai mare și duce operatorii către frecvențe tot mai înalte. Benzi de până la 10 GHz sunt acum uzuale, dar la aproape 8 GHz apare o nouă problemă: absorbția de către apă. Aceste unde au lungimi de doar câțiva centimetri și sunt absorbite de ploaie. Acest efect ar fi potrivit pentru cineva care ar fi încercat să construiască un imens cuptor cu microunde în aer liber, dar pentru comunicații este o problemă dificilă. La fel ca și în cazul atenuării multi-căi, singura soluție posibilă este întreruperea legăturilor acolo unde plouă și găsirea unei rute alternative.

Comunicațiile cu microunde sunt atât de larg folosite de telefonia pe distanțe mari, telefoanele celulare, televiziune și altele, încât a apărut o criză în ceea ce privește spectrul. Microundele au mai multe avantaje semnificative față de fibră. Cel mai important avantaj este că nu sunt necesare drepturi de acces la drum, cumpărând un mic teren la fiecare 50 Km și montând un turn pe el, se poate ocoli sistemul telefonic și se poate realiza o comunicare directă. Astfel a reușit MCI să pornească atât de rapid ca o companie de telefoane pe distanțe mari. (Sprint a aplicat o altă tactică : a fost formată de Southern Pacific Railroad (căile feroviare sudice), care deja deținea destule drepturi de acces și tot ce a avut de făcut a fost să îngroape fibra lângă șine).

Comunicațiile cu microunde, prin comparație cu alte medii de transmisie, sunt ieftine. Prețul ridicării a două turnuri simple (doi stâlpi înalți asigurați cu patru cabluri) și de montare a unei antene pe fiecare turn, poate fi mai mic decât prețul îngropării a 50 de Km de fibră într-o zonă urbană foarte populată sau peste un munte și poate fi mai mic decât costul închirierii fibrei de la o companie telefonică, mai ales atunci când acestea nu au plătit încă integral cuprul care a fost înlocuit cu fibră.

Politica din domeniul spectrului electromagnetic

Pentru a preveni haosul general, există convenții naționale și internaționale care reglementează modul de folosire al frecvențelor – cine ce frecvență folosește. Deoarece toată lumea dorește o rată de transfer cât mai mare, toată lumea dorește cât mai mult din spectru. Guvernele naționale alocă spectru pentru radio AM și FM, televiziune, telefoane mobile, ca de altfel și pentru companii telefonice, poliție, marină, navigatori, armată, guvern și mulți alți clienți competitori. La nivel internațional agenția ITU-R (WARC) încearcă să coordoneze această alocare, astfel încât să poată fi construite dispozitive care să funcționeze în diverse țări. Totuși, țările nu sunt obligate să respecte recomandările ITU, iar FCC (Comisia Federală de Comunicații), comisia care se ocupă cu alocarea de spectru în Statele Unite, a respins de câteva ori recomandările ITU (de obicei pentru că acestea cereau unui grup puternic din punct de vedere politic să renunțe la o parte din spectru).

Chiar și atunci când o parte din spectru a fost alocată unei anumite utilizări, cum ar fi telefonia mobilă, apare discuția legată de modul de alocare a frecvențelor către companiile de telecomunicații. În trecut, erau utilizați trei algoritmi. Cel mai vechi algoritm, adesea denumit **concursul de frumusețe**, cerea fiecărei companii de telecomunicații să explice de ce propunerea sa servește cel mai

bine interesul public. Oficialii guvernului decideau apoi care dintre povești le place cel mai mult. Posibilitatea ca unul dintre oficialii să premieze compania favorită cu o proprietate valorând miliarde de dolari ducea adesea la mită, corupție, nepotism și chiar mai rău. Mai mult, chiar și un oficial cinstit al guvernului, căruia i se părea că o companie străină ar face o treabă mai bună decât companiile naționale, ar fi avut de dat multe explicații.

Această observație a condus la algoritmul 2: organizarea unei loterii între companiile interesate. În acest caz, problema este că pot participa la loterie chiar și companii care nu au nici o intenție de utilizare a spectrului. Să zicem că un restaurant cu servire rapidă sau un lanț de magazine de pantofi ar câștiga: acesta ar putea revinde spectrul unei companii de telecomunicații, cu un profit imens și fără riscuri.

Scandaluri furtunoase datorate unor astfel de situații alarmante, deși aleatoare, au dus la critici severe din partea multora, ceea ce a condus la algoritmul 3: licitarea benzii de frecvență și atribuirea ei celui care dă mai mult. În anul 2000, când Anglia a licitat frecvențele necesare pentru generația a treia de sisteme mobile, se așteptau să primească în jur de 4 miliarde de dolari. De fapt, au primit 40 de miliarde de dolari, deoarece companiile de telecomunicații au intrat într-o frenezie molipsitoare, fiind speriate de moarte că vor rata trenul telefoniei mobile. Acest eveniment a declanșat lăcomia guvernelor din jur și le-a inspirat să organizeze propriile licitații. A funcționat, dar a și lăsat unele dintre companiile de telecomunicații cu foarte multe datorii, aproape de faliment. Chiar și în cele mai bun variante, vor trece mulți ani până când acestea vor reuși să acopere taxele de licență.

O modalitate cu totul diferită de a aborda problema alocării frecvențelor este să nu fie alocate în nici un fel. Toată lumea este lăsată să transmită cât dorește, fiind reglementată doar puterea folosită, astfel încât stațiile să aibă o rază de acțiune suficient de scurtă ca să nu interfereze între ele. În consecință, cele mai multe guverne au pus deoparte câteva benzi de frecvență, numite benzi **ISM (Industriale, Științifice, Medicale**) pentru utilizare nelicențiată. Sistemele de deschidere de uși de garaj, telefoane fără fir, jucării telecomandate, mouse-uri fără fir, și multe alte aparate casnice fără fir folosesc benzile ISM. Pentru a minimiza interferența între aceste dispozitive necoordonate, FCC a impus ca toate dispozitivele din benzile ISM să folosească tehnici de spectru larg. Reguli asemănătoare sunt aplicate și în alte țări.

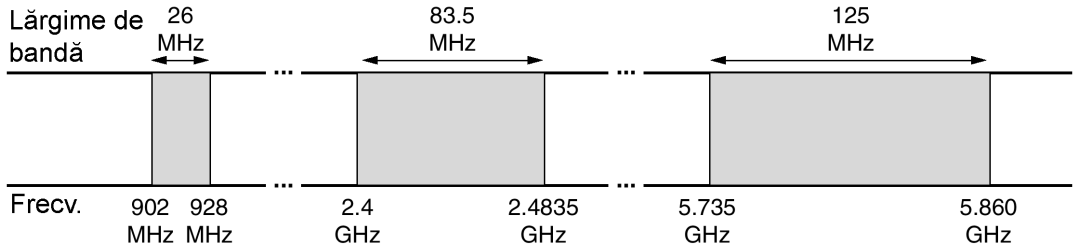


Fig. 2-13. Benzile ISM în Statele Unite.

Localizarea benzilor ISM diferă oarecum de la o țară la alta. În Statele Unite, de exemplu, dispozitivele a căror putere este sub 1 Watt pot folosi benzile din fig. 2.13 fără a cere licență FCC. Banda 900Mhz este cea mai bună, dar este aglomerată și nu este disponibilă în întreaga lume. Banda 2.4GHz este disponibilă în cele mai multe țări, dar este supusă interferenței cu instalațiile radar sau cuptoarele cu microunde. Bluetooth și unele dintre LAN-urile fără fir conforme 802.11 operează pe această bandă. Banda 5.7GHz este nouă și relativ nedezvoltată, astfel că echipamentele pentru ea sunt scumpe; dar pentru că 802.11 o folosește, va deveni rapid mai populară.

2.3.4 Undele infraroșii și milimetrice

Undele infraroșii și milimetrice neghidate sunt larg folosite pentru comunicațiile pe distanțe mici. Telecomenzile pentru televizoare, aparate video sau combine muzicale folosesc comunicațiile în infraroșu. Ele sunt relativ direcționale, ieftine și ușor de construit, dar au un dezavantaj major: nu penetrează obiectele solide (încercați să stați între telecomandă și televizor și vedeți dacă telecomanda mai dă comenzi televizorului). În general, pe măsură ce ne deplasăm de la undele radio lungi către lumina vizibilă, undele se comportă din ce în ce mai mult ca lumină și din ce în ce mai puțin ca unde radio.

Pe de altă parte, faptul că razele infraroșii nu trec prin obiecte constituie un avantaj. Aceasta înseamnă că un sistem cu infraroșii dintr-o cameră a unei clădiri nu va interfera cu un sistem similar situat în camerele sau clădirile adiacente: nu poți controla televizorul vecinului tău cu telecomanda ta. Mai mult, sistemele de protecție cu radiații infraroșii asigură o mai bună protecție împotriva interceptărilor în raport cu sistemele radiofonice, tocmai din acest motiv. Datorită acestor motive, pentru operarea unui sistem cu infraroșii nu este necesară procurarea unei licențe, spre deosebire de sistemele radiofonice, care trebuie să dețină o licență.

2.3.5 Transmisia undelor luminoase

Semnalele optice neghidate au fost folosite secole întregi. Înaintea faimoasei lui călătorii, Paul Revere a folosit semnalizarea optică binară de la Old North Church. O aplicație mai modernă este conectarea rețelei locale între două clădiri prin intermediul laserelor montate pe acoperișurile acestora. Semnalizarea optică folosind laserul este inerent unidirecțională, deci fiecare clădire are nevoie de propriul ei laser și de propria ei fotodiodă. Această schemă oferă o bandă foarte largă la un cost foarte redus. De asemenea, este ușor de instalat și, spre deosebire de microunde, nu necesită o licență FCC. Puterea laserului, un fascicol foarte îngust, este aici o slăbiciune. Îndreptarea unui fascicol de lumină de 1mm lățime către o țintă de lățimea unui ac cu gămălie aflată la 500 de metri depărtare necesită o tehnică de vârf. De obicei sunt folosite lentile pentru o ușoară defocalizare a fascicolului.

Un alt dezavantaj este că fascicolul laser nu penetrează ploaia și ceața groasă, dar în mod normal ele funcționează bine în zilele însorite. Totuși, autorul a participat odată într-un hotel modern din Europa la o conferință la care organizatorii conferinței s-au gândit să pună la dispoziție o cameră plină cu terminale, în care participanții să-și poată citi poșta electronică în timpul prezentărilor plictisitoare. Deoarece PTT-ul local nu dorea să instaleze un număr mare de linii telefonice doar pentru 3 zile, organizatorii au montat pe acoperiș un laser orientat către clădirea departamentului de calculatoare al universității de calculatoare aflată la o distanța de câțiva kilometri. Ei l-au testat cu o noapte înainte și totul a decurs perfect. În dimineața următoare, într-o zi însorită, la ora 9, legătura a căzut și a rămas nefuncțională toata ziua. Seara, organizatorii au testat-o din nou cu atenție și a funcționat încă o dată perfect. Același lucru s-a întâmplat încă două zile la rând.

După conferință, organizatorii au descoperit problema. Căldura datorată soarelui din timpul zilei a determinat nașterea unor curenți de convecție din acoperișul clădirii, ca în fig. 2-14. Acest aer turbulent a deviat fascicolul și l-a făcut să oscileze în jurul detectorului. Această „vedere” atmosferică face ca stelele să pâlpâie (acesta este motivul pentru care astronomii își pun telescoapele pe vârful munților – ca să fie cât se poate de mult deasupra atmosferei). Efectul respectiv este responsabil și pentru „tremurul” șoselei într-o zi însorită și a imaginii vălurite deasupra unui radiator fierbinte.

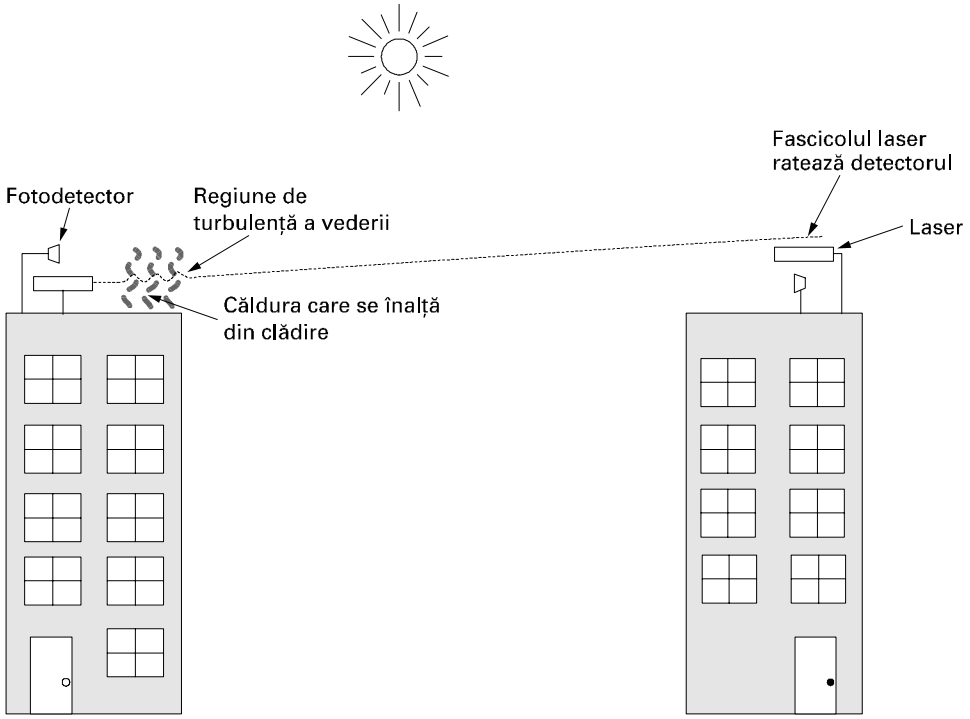


Fig. 2-14. Curenții de convecție pot interfera cu sistemele de comunicație prin laser. Aici este prezentat un sistem bidirecțional, cu două lasere.

2.4 SATELIȚI DE COMUNICAȚIE

În anii 1950 și la începutul anilor 1960, oamenii au încercat să construiască sisteme de comunicație pe baza reflectării semnalelor de către baloanele meteorologice metalizate. Din nefericire, semnalele recepționate erau prea slabe ca să poată fi folosite practic la ceva. Apoi, Marina S.U.A. a observat pe cer un fel de balon meteorologic permanent - Luna - și a construit, pe baza reflectării semnalelor de către Lună, un sistem operațional pentru comunicații navă-țărm.

Progresul în domeniul comunicațiilor celeste a trebuit să mai aștepte până când a fost lansat primul satelit de comunicații, în 1962. Principala diferență între un satelit artificial și unul natural este aceea că satelitul artificial poate amplifica semnalele înainte de a le transmite înapoi, transformând ceea ce era doar o curiozitate într-un sistem puternic de comunicație.

Sateliții de comunicație au câteva proprietăți interesante, care îi fac tentanți pentru multe aplicații. Un satelit de comunicație poate fi gândit ca un mare repetor de microunde, aflat în cer. Acesta conține mai multe **dispozitive de recepție-transmisie automată** (**transporder**); fiecare dintre ele ascultă pe o anume porțiune din spectru, amplifică semnalul recepționat și apoi îl redifuzează pe o altă frecvență, pentru a evita interferența cu semnalul recepționat. Unda descendentă poate fi difuzată, acoperind astfel o fracțiune substanțială din suprafața Pământului sau poate fi concentrată, caz în

care va acoperi numai o zonă de câteva sute de kilometri în diametru. Acest mod de operare este cunoscut și sub numele de **țeavă îndoită** (**bent pipe**).

Conform legii lui Kepler, perioada de rotație a unui satelit variază cu puterea 3/2 a razei orbitei. Cu cât un satelit este mai sus, cu atât este mai lungă perioada. În apropierea suprafeței Pământului, perioada este de aproximativ 90 de minute. În consecință, sateliții cu orbita mai mică dispar din raza vizuală destul de repede, astfel că mulți dintre ei sunt necesari pentru a oferi acoperire continuă. La o altitudine de aproximativ 35.800 km, perioada unui satelit este de 24 de ore. La o altitudine de aproximativ 384.000 km, perioada unui satelit este de aproape o lună, așa după cum poate confirma oricine care a urmărit luna în mod regulat.

Perioada unui satelit este importantă, dar nu este singurul criteriu în determinarea locului în care va fi plasat satelitul. Un alt criteriu este prezența centurilor lui Van Allen, straturi de particule foarte încărcate prinse în câmpul magnetic al pământului. Acești factori conduc la formarea a trei regiuni în care sateliții pot fi plasați în siguranță. Aceste regiuni și unele dintre proprietățile lor sunt ilustrate în fig. 2-15. În continuare vom descrie pe scurt sateliții care sunt plasați în fiecare dintre aceste regiuni.

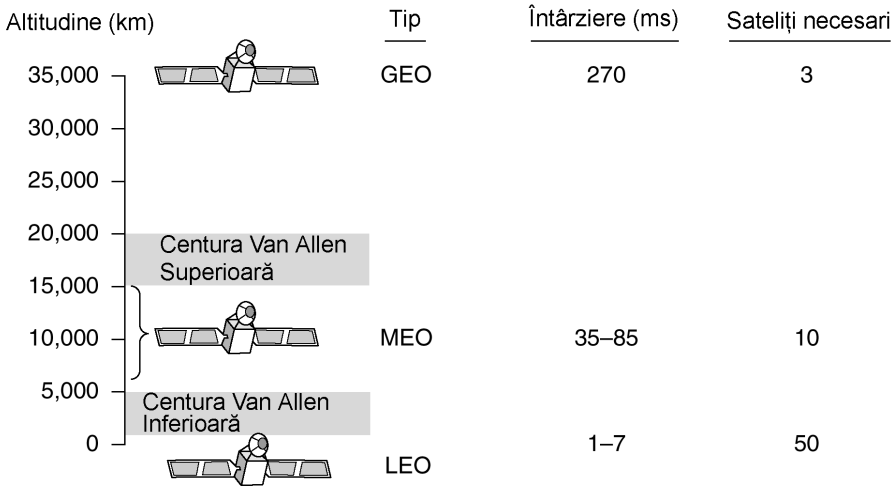


Fig. 2-15. Sateliții de comunicație și câteva dintre proprietățile lor, inclusiv altitudinea, întârzierea pentru un drum dus-întors și numărul de sateliți necesari pentru acoperirea globală.

2.4.1 Sateliți geostaționari

În 1945, scriitorul de proză științifico-fantastică Arthur C. Clarke a calculat că un satelit aflat la altitudinea de 35.800 km pe o orbită ecuatorială circulară apare ca staționar pe cer, astfel încât nu este nevoie să fie urmărit (Clarke, 1945). El a mers mai departe și a descris un sistem complet de comunicare care folosea acești **sateliți geostaționari**, inclusiv orbitele lor, panourile solare, frecvențele radio și procedurile de lansare.

Din păcate, a ajuns la concluzia că sateliții nu erau o soluție practică datorită imposibilității de a lansa pe orbită amplificatoare cu tub catodic, acestea fiind fragile și mari consumatoare de energie, așa că nu a mai continuat pe aceasta idee, deși a scris câteva povestiri științifico-fantastice bazate pe ea.

Inventarea tranzistorului a schimbat toate acestea și a fost lansat primul satelit artificial pentru comunicații, Telstar, în iulie 1962. Din acel moment, sateliții pentru comunicații au devenit o afacere de miliarde de dolari și totodată singurul aspect al explorării spațiului cosmic care a devenit foarte profitabil. Acești sateliți care zboară la altitudini mari sunt adeseori numiți sateliți **GEO** (**Geostationary Earth Orbit**, rom: cu orbită geostaționară terestră).

Pentru a evita interferența, în condițiile tehnologiilor actuale, nu este recomandat să existe sateliți mai apropiați de 2 grade în planul ecuatorial de 360 grade. La o spațiere de 2 grade, pot exista pe cer, la un moment dat, doar 360/2=180 sateliți de comunicație geostaționari. Totuși, fiecare transponder poate folosi mai multe frecvențe și polarizări pentru a crește lungimea de bandă disponibilă.

Pentru a preveni un haos total pe cer, alocarea locurilor pe orbită este făcută de către ITU. Acest proces este mult influențat de politică, existând țări de abia ieșite din epoca de piatra care își cer locurile „lor" pe orbită (pentru a le închiria celui care oferă mai mult). Alte țări susțin că drepturile naționale de proprietate nu se extind până la lună, precum și că nici o țară nu are dreptul să revendice locurile de pe orbita de deasupra teritoriului său. Pentru a pune paie pe foc, telecomunicațiile comerciale nu reprezintă singurul domeniu interesat de acești sateliți. Canalele de televiziune, guvernele și armata doresc și ele câte o felie din „plăcinta" reprezentată de orbita terestra.

Sateliții moderni pot fi destul de mari, cântărind până la 4000 de kg și consumând câțiva KW de energie electrică produsă de panourile solare. Efectele forțelor de gravitație solare, lunare și planetare tind să îi deplaseze din locurile și orientările prevăzute pentru ei pe orbită, efect contracarat de motoarele de rachetă cu care sunt echipați. Această activitate de reglare fină se numește **menținerea stației**. Cu toate acestea, când combustibilul pentru motoare se epuizează, de obicei în vreo 10 ani, satelitul plutește în derivă și se rotește neajutorat, astfel încât trebuie să fie scos din funcționare. În cele din urma, orbita sa se deformează și satelitul reintră în atmosfera unde este distrus prin ardere sau, uneori, se prăbușește pe pământ.

Alocarea locurilor pe orbită nu este singurul măr al discordiei. Alocarea frecvențelor este de asemenea un motiv de a se isca noi conflicte, deoarece transmisiile descendente de la sateliți interferează cu utilizatorii dispozitivelor de comunicație prin microunde deja existente. Prin urmare, ITU a alocat anumite benzi de frecvență utilizatorilor comunicațiilor prin sateliți. Cele mai importante benzi comerciale sunt listate în fig. 2-16. Banda C a fost desemnată inițial pentru traficul comercial prin sateliți. În banda C sunt asigurate două domenii de frecvență, cea mai mică pentru traficul descendent (dinspre satelit), iar cea superioară pentru traficul ascendent (către satelit). Pentru o conexiune full-duplex este necesar un canal în ambele sensuri. Aceste benzi sunt deja supraaglomerate, deoarece sunt folosite și de purtătoarele obișnuite pentru legăturile terestre pe microunde. Benzile L și S au fost adăugate prin acordul internațional din anul 2000. Oricum, și ele sunt înguste și aglomerate.

Banda	Legătura descendentă	Legătura ascendenta	Lățime de bandă	Probleme
L	1.5 GHz	1.6 GHz	15 MHz	Lățime mică de bandă; aglomerata
S	1.9 GHz	2.2 GHz	70 MHz	Lățime mică de bandă; aglomerata
C	4.0 GHz	6.0 GHz	500 MHz	Interferențe terestre
Ku	11 GHz	14 GHz	500 MHz	Ploaia
Ka	20 GHz	30 GHz	3500 MHz	Ploaia; costul echipamentelor

Fig. 2-16. Principalele benzi de satelit.

Următoarea bandă, cea mai înaltă, disponibilă pentru companiile comerciale de telecomunicații, este banda Ku (K under, rom: sub K). Această bandă nu este (încă) congestionată și – la aceste frecvențe – sateliții pot fi poziționați la o distanță de un grad. Totuși, există și aici o altă problemă: ploaia. Apa este un absorbant excelent al acestor microunde scurte. Din fericire, furtunile torențiale sunt de obicei localizate și, prin urmare, folosind mai multe stații terestre separate de distanțe mari (în loc de una singură), problema poate fi evitată cu prețul surplusului de antene, cabluri și electronică necesare pentru a comuta rapid între stații. Lățimea de bandă pentru Ka (K above, rom: peste K) a fost și ea alocată pentru traficul comercial prin satelit, dar echipamentele necesare pentru folosirea ei sunt încă foarte scumpe. În plus față de aceste benzi comerciale, există multe benzi guvernamentale și militare.

Un satelit modern are în jur de 40 de transpondere, fiecare cu o lățime de bandă de 80 MHz. Un transponder de 50 Mbps poate fi folosit pentru a codifica un singur flux de date de 50 Mbps, 800 canale vocale digitale de 64 Kbps sau diverse alte combinații. De obicei, fiecare transponder funcționează ca un repetor, dar, mai nou, sateliții au și o anumita capacitate de procesare integrată, permițând operații mai sofisticate. La sateliții mai vechi, împărțirea transponderilor pe canale s-a făcut static, prin împărțirea lărgimii de bandă în benzi fixe de frecvență (FDM). În prezent, fiecare fascicol de transponder este împărțit în intervale de timp, cu mai mulți utilizatori comunicând pe rând. Vom studia aceste două tehnici (multiplexarea cu divizare în frecvență și multiplexarea cu divizare în timp) într-o secțiune următoare din acest capitol.

Primii sateliți geostaționari aveau un singur fascicol spațial care ilumina aproximativ 1/3 din suprafața Pământului, suprafață numită **rază de acțiune**. Odată cu scăderea masivă a prețului, dimensiunii și cerințelor de putere ale microelectronicii, a devenit posibilă o strategie de difuzare mai complexă. Fiecare satelit este echipat cu antene și transpondere multiple. Fiecare fascicol descendent poate fi focalizat pe o arie geografică mică și prin urmare pot avea loc simultan, transmisii ascendente și descendente multiple. Aceste așa numite **fascicole punctuale** sunt în mod obișnuit de formă eliptică și pot avea până la câteva sute de km în diametru. Un satelit de comunicații pentru Statele Unite are în mod normal un singur fascicol larg pentru cele 48 de state alăturate, plus fascicole punctuale pentru Alaska și Hawaii.

O nouă realizare în lumea comunicațiilor prin satelit o constituie dezvoltarea microstațiilor de cost scăzut, denumite și **VSAT**-uri (**Very Small Aperture Terminals**, rom: terminale cu deschidere foarte mică) (Abramson, 2000). Aceste mici terminale au antene de 1 metru sau mai mici (fata de cei 10m ai unei antene **GEO** standard) și pot emite cu o putere de aproximativ 1Watt. Legătura ascendentă este în general bună pentru 19.2Kbps, dar cea descendentă este mai mare, deseori de 512 Kbps. Televiziunea cu difuzare directă prin satelit folosește această tehnologie pentru transmisia uni-direcțională.

În multe sisteme VSAT, microstațiile nu au suficientă putere pentru a comunica direct între ele (prin intermediul satelitului, desigur). În schimb, se folosește o stație terestră specială, un hub, cu o antenă mare, de câștig ridicat, pentru a retransmite traficul dintre VSAT-uri, așa cum este prezentat în fig. 2-17. În acest fel, atât emițătorul cât și receptorul dispun de o antenă mare și de un amplificator puternic. Compromisul constă într-o întârziere mai mare în schimbul unor stații mai ieftine la utilizatorul final.

VSAT-urile au un potențial ridicat în special pentru zonele rurale. Nu este un lucru foarte cunoscut, dar peste jumătate din populația globului locuiește la peste o ora de mers pe jos de cel mai apropiat post telefonic. A instala fire telefonice până la fiecare dintre miile de sate mici este mult peste bugetele majorității guvernelor din lumea a treia, dar instalarea de antene VSAT de 1 metru alimentate de celule solare este o soluție adeseori posibilă. VSAT-urile oferă o tehnologie care va conecta întreaga lume.

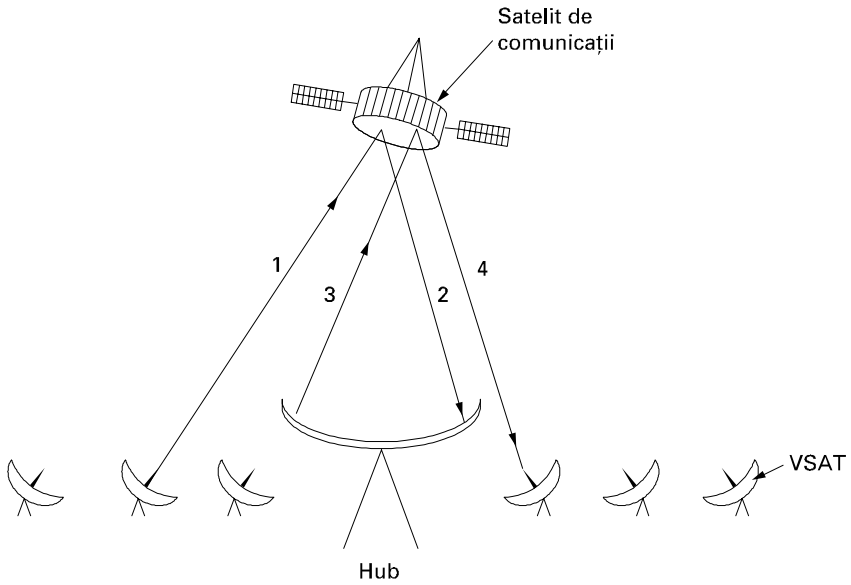


Fig. 2-17. VSAT-uri care folosesc un hub.

Sateliții de comunicație au câteva proprietăți prin care se deosebesc radical de legăturile terestre punct-la-punct. Ca un prim aspect, cu toate că semnalele spre și dinspre satelit se propagă cu viteza luminii (aproximativ 300.000 km/sec), lungimea semnificativă a traseului dus-întors introduce o întârziere substanțială pentru sateliții **GEO**. Funcție de distanța dintre utilizator și stația terestră, precum și de înălțimea satelitului deasupra orizontului, timpul de propagare este între 250 și 300 msec. O valoare uzuală este de 270 msec (540 msec pentru un sistem VSAT cu un hub).

Trebuie spus, pentru comparație, că legăturile terestre prin microunde au o întârziere de propagare în jur de 3 μsec/km, iar legăturile pe cablu coaxial sau fibră optică au o întârziere de aproximativ 5μsec/km. Transmisia prin cel de-al doilea mediu este mai înceată decât prin primul deoarece semnalele electromagnetice se propagă mai repede prin aer decât prin materiale solide.

O altă proprietate importantă a sateliților este aceea că ei sunt în mod inerent sisteme cu difuzare. Transmiterea unui mesaj către miile de stații din raza de acțiune a unui transponder costă tot atât de mult cât pentru o singură stație. Pentru unele aplicații, această proprietate este foarte utilă. De exemplu, se poate imagina un satelit difuzând pagini Web populare către memoriile cache ale unui mare număr de computere răspândite pe o arie largă. Chiar și atunci când difuzarea poate fi simulată folosind linii punct-la-punct, difuzarea prin satelit poate fi mult mai ieftină. Pe de altă parte, din punct de vedere al securității și confidențialității, sateliții sunt un dezastru complet: oricine poate asculta orice. Criptarea este esențială dacă securitatea este o necesitate.

Sateliții au și proprietatea că prețul transmisiei unui mesaj este independent de distanța parcursă. Un apel peste ocean nu costă mai mult decât un apel peste stradă. Sateliții au rate de eroare foarte scăzute și pot fi instalați aproape instantaneu, un considerent major pentru comunicațiile militare.

2.4.2 Sateliți de altitudine medie

La altitudini mult mai joase, între cele două centuri Van Allen, găsim sateliții MEO (Medium-Earth Orbit, rom: orbită terestră medie). Văzuți de pe Pământ, acești sateliți se deplasează lent în plan longitudinal, iar un ocol în jurul Pământului durează cam de 6 ore. În consecință, ei trebuie urmăriți în timp ce trec pe deasupra Pământului. Având altitudine mai mică decât **GEO**, au o rază de acțiune mai mică pe Pământ și este nevoie de emițătoare mai puțin puternice pentru a comunica cu ei. Deocamdată nu sunt folosiți pentru comunicații, deci nu vor mai fi examinați aici. Cei 24 de sateliți **GPS** (**Global Positioning System**, rom: sistem de poziționare global) care orbitează la aproximativ 18.000 km sunt exemple de sateliți MEO.

2.4.3 Sateliți de joasă altitudine

Coborând în altitudine, ajungem la sateliții **LEO** (**Low-Earth Orbit**, rom: orbită terestră joasă). Datorită mișcării lor rapide, este nevoie de mulți astfel de sateliți pentru a realiza un sistem complet. Pe de altă parte, datorită faptului că sateliții sunt atât de aproape de Pământ, stațiile terestre nu au nevoie de multă putere, iar întârzierea dus-întors este numai de câteva milisecunde. În acest paragraf vom examina trei exemple, două concepute pentru comunicațiile de voce și unul pentru servicii Internet.

Iridium

Așa cum am menționat și mai sus, în primii 30 de ani ai erei sateliților, sateliții de joasă altitudine au fost rareori folosiți, deoarece ei apar și dispar destul de repede din câmpul vizual. În 1990, Motorola a declanșat o acțiune în acest domeniu prin punerea la punct a unei noi aplicații. Motorola a obținut acordul FCC în vederea lansării a 77 de sateliți de joasă altitudine pentru proiectul Iridium (elementul 77 este Iridium). Planul a fost mai târziu revăzut, astfel încât să se utilizeze numai 66 de sateliți și, ca urmare, proiectul ar fi trebuit să fie redenumit Dysprosium (elementul 66), dar probabil că sună prea mult ca o boală. Ideea era că în momentul în care un satelit dispare din câmpul vizual, un alt satelit ar putea să-i ia locul. Această propunere a generat printre celelalte companii de telefoane o poftă nebună: dintr-o dată, toată lumea dorea să lanseze un lanț de sateliți de joasă altitudine.

După șapte ani în care s-au adunat parteneri și finanțări, sateliții Iridium s-au lansat în 1997. Serviciile de comunicații au început în noiembrie 1998. Din păcate, cererea comercială pentru telefoane mari și grele, chiar dacă acestea comunicau prin satelit, era neglijabilă deoarece rețeaua de telefonie mobilă crescuse spectaculos din 1990. În consecință, Iridium nu era profitabil și a fost forțat să intre în faliment în august 1999, într-unul din cele mai spectaculoase fiasco-uri de corporații din istorie. În consecință, sateliții și celelalte bunuri (în valoare de 5 miliarde $) au fost cumpărate de un investitor cu 25 milioane $ într-un fel de vânzare cu reducere dintr-un garaj extraterestru. Serviciul Iridium a fost repornit în martie 2001.

Scopul principal al sistemului Iridium era (și este) să furnizeze servicii mondiale de telecomunicație, folosind dispozitive portabile care să comunice direct cu sateliții Iridium. Sistemul furnizează servicii vocale, de date, paging, fax și navigare, oriunde pe pământ, apă și aer. Printre clienți se numără industriile maritimă, aviatică și de explorare de petrol, ca și persoanele care călătoresc în părți ale lumii lipsite de o infrastructură de telecomunicații (de exemplu deșerturi, munți, jungle și unele țări din lumea a treia).

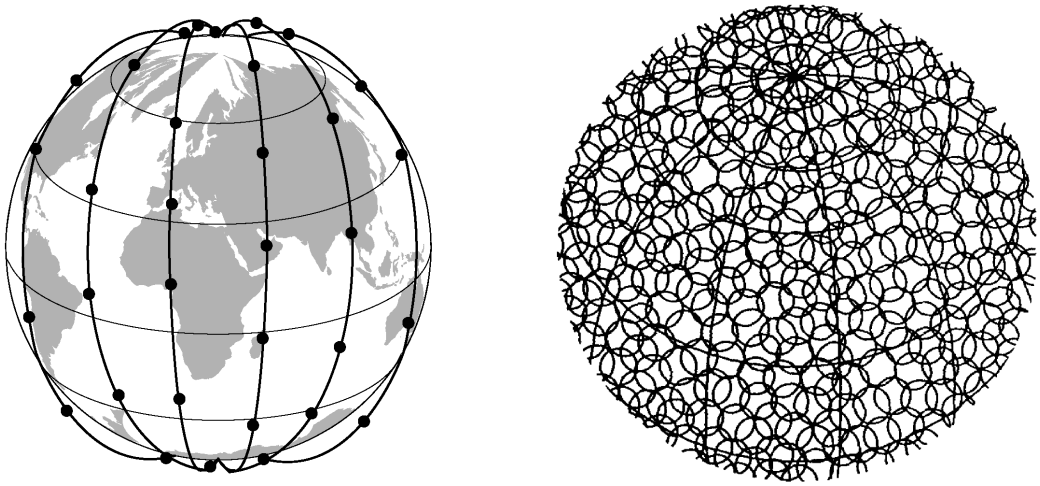


Fig. 2-18. (a) Sateliții Iridium formează șase coliere în jurul Pământului. (b) 1628 de celule mișcătoare acoperă Pământul.

Sateliții Iridium sunt poziționați la o altitudine de 750 km pe orbite polare circulare. Ei sunt aranjați în formă de coliere nord-sud, cu un satelit la fiecare 32 grade latitudine. După cum se sugerează în fig. 2-18(a), cu șase coliere de sateliți s-ar putea acoperi întregul Pământ. Cei care nu cunosc prea multe despre chimie, se pot gândi la această dispunere ca la un atom de dysprosium foarte mare, având Pământul pe post de nucleu și sateliții pe post de electroni.

După cum este prezentat în fig. 2-18(b), fiecare satelit va avea cel mult 48 de raze punctuale, cu un total de 1628 celule pe suprafața Pământului. Fiecare satelit are o capacitate de 3840 de canale, sau 253.440 în total. O parte din acestea sunt folosite pentru paging și navigare, altele pentru date și voce.

O proprietate interesantă a sistemului Iridium este aceea că o comunicație între clienți aflați la distanță are loc în spațiu, cu un satelit transmițând date la altul, cum este ilustrat în fig. 2-19(a). Aici putem vedea un apelant de la Polul Nord contactând un satelit aflat direct deasupra sa. Apelul este transmis prin ceilalți sateliți și trimis în cele din urma la apelatul de la Polul Sud.

Globalstar

Un proiect alternativ pentru Iridium este Globalstar. Acesta se bazează pe 48 de sateliți LEO, dar folosește o schemă de comutare diferită de cea folosită de Iridium. În timp ce Iridium transmite apeluri de la satelit la satelit, ceea ce necesita echipamente complicate de comutare în cadrul sateliților, Globalstar utilizează un sistem de repetoare tradițional. Apelul pornit de la Polul Nord din fig. 2-19(b) este trimis înapoi către pământ și preluat de stația terestră mare de la Atelierul lui Moș Crăciun. Apelul este apoi dirijat printr-o rețea terestră către stația terestră cea mai apropiată de apelat și livrat printr-o conexiune cu satelitul repetor, așa cum se vede și în figură. Avantajul acestei scheme este că transferă mare parte din complexitate pe Pământ, unde este mai prelucrările sunt mai ușor de efectuat. De asemenea, dacă pentru stațiile terestre se vor folosi antene mari, care pot emite un semnal puternic și pot recepționa unul slab, atunci în sistem pot fi folosite telefoane cu putere mică. Până la urmă, telefonul debitează o putere de câțiva mW, deci semnalul care se întoarce la stația terestră este destul de slab, chiar după ce a fost amplificat de satelit.

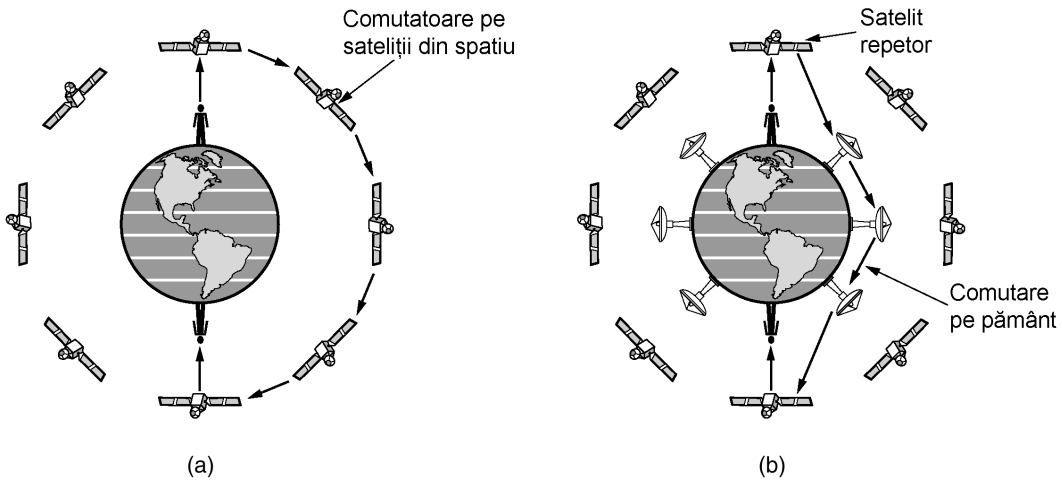


Fig. 2-19. (a) Transmisia în spațiu.
(b) Transmisia pe Pământ.

Teledesic

Iridium este conceput pentru utilizatorii de telefoane aflați în locuri ciudate. Următorul nostru exemplu, **Teledesic**, este conceput pentru utilizatorii de Internet din întreaga lume doritori de cât mai multă lărgime de bandă. A fost conceput în 1990 de către pionierul telefoniei mobile Craig McCaw și de către fondatorul Microsoft, Bill Gates, care era nemulțumit de viteza de melc cu care companiile telefonice din lume ofereau lățime ridicată de bandă utilizatorilor de calculatoare. Scopul sistemului Teledesic este să ofere milioanelor de utilizatori Internet care accesează sistemul simultan o legătură ascendentă de până la 100 Mbps și o legătură descendentă de până la 720 Mbps, utilizând o antenă de tip VSAT mică și fixă, dar și ocolind total sistemul telefonic. Pentru companiile telefonice, acesta este un ideal de neatins.

Proiectul original consta dintr-un sistem format din 288 de sateliți cu rază mică de acțiune, poziționați în 12 planuri imediat sub centura Van Allen, la o altitudine de 1350 km. Acest proiect a fost schimbat ulterior la 30 de sateliți cu raze de acțiune mai mari. Transmisia se petrece în banda Ka, relativ neaglomerata și cu lățime de bandă ridicată. Sistemul funcționează cu comutare de pachete în spațiu, fiecare satelit fiind capabil să dirijeze pachete către vecinii săi. Când un utilizator are nevoie de lățime de bandă pentru a trimite pachete, aceasta este cerută și alocată dinamic în aproximativ 50msec. Este prevăzut ca sistemul să intre în funcțiune în anul 2005, dacă totul merge conform planului.

2.4.4 Sateliții în comparație cu fibrele optice

O comparație între comunicațiile prin satelit și comunicațiile terestre este instructivă. Cu numai 20 de ani în urmă s-ar fi putut crede că viitorul va aparține comunicațiilor prin satelit. La urma urmei, sistemul telefonic s-a schimbat puțin în ultimii 100 de ani și nici nu dă semne de schimbare în următorii 100 de ani. Această evoluție lentă s-a datorat în mare măsură mediului înconjurător, în care companiilor de telefoane li se cerea să furnizeze un serviciu vocal calitativ la un preț rezonabil (ceea ce au și făcut) în schimbul unui profit garantat al investițiilor lor. Prin urmare, pentru cei care

aveau date de transmis, erau disponibile modemuri de 1200 bps. Aceasta era destul de bine pentru ceea ce exista atunci.

Introducerea competiției în 1984 în Statele Unite și, ceva mai târziu, în Europa a schimbat radical situația. Companiile de telefoane au început înlocuirea cu fibre optice a rețelelor exploatate un timp atât de îndelungat și au introdus servicii cu lățimi de bandă ridicate, cum este ADSL (Asymetric Digital Subscriber Line, rom: linie de abonat digitală asimetrica). În plus, și-au încetat practica îndelungată de a factura utilizatorii aflați la distanțe mai mari cu sume mărite artificial pentru a subvenționa utilizatorii locali.

Dintr-o dată, se părea că legăturile terestre pe fibră optică reprezintă câștigătorul pe termen lung. Cu toate acestea, sateliții de comunicație au câteva nișe pe piață, în care fibra optică nu a pătruns (și în unele cazuri nici nu o va putea face). Vom analiza acum o parte dintre acestea.

În timp ce o singură fibră optică are, în principiu, mai multă lățime potențială de bandă decât toți sateliții lansați vreodată, această lățime de bandă nu este disponibilă majorității utilizatorilor. Fibrele optice instalate la ora actuală sunt folosite în sistemul telefonic pentru a gestiona simultan mai multe apeluri de distanță lungă, și nu pentru a furniza utilizatorilor individuali lățime de bandă ridicată. În cazul sateliților, un utilizator poate foarte bine să scoată o antenă pe acoperișul clădirii și să ocolească sistemul telefonic. Teledesic se bazează pe această idee.

O a doua nișă o reprezintă comunicațiile mobile. În zilele noastre, mulți oameni doresc să comunice în timp ce fac jogging, conduc, navighează sau zboară. Legăturile terestre prin fibre optice nu le sunt de nici un folos, în schimb le pot fi utile legăturile prin satelit. Este posibil, totuși, ca o combinație între radioul celular și fibra optică să fie satisfăcătoare pentru cerințele majorității utilizatorilor (probabil cu excepția acelora care se află la bordul unui avion sau pe mare).

O a treia nișă o reprezintă situațiile în care este esențială difuzarea. Un mesaj transmis de satelit poate fi recepționat simultan de mii de stații terestre. De exemplu, o firmă care transmite acțiuni, titluri de proprietate sau prețurile mărfurilor către mii de distribuitori, ar putea descoperi că utilizarea unui sistem prin satelit este mult mai ieftină decât simularea difuzării pe Pământ.

O a patra nișă o constituie comunicația în locurile cu terenuri greu accesibile sau cu o infrastructură terestră slab dezvoltată. Indonezia, de exemplu, are propriul satelit pentru traficul telefonic intern. Lansarea unui satelit a fost mult mai simplă decât întinderea a mii de cabluri submarine între cele 13.677 de insule din arhipelag.

O a cincea nișă pentru piața sateliților este acolo unde dreptul de instalare a fibrei optice este dificil de obținut sau nejustificat de scump.

În al șaselea rând, atunci când instalarea rapidă este critică, cum este în cazul sistemelor de comunicații militare pe timp de război, sateliții obțin câștig de cauză fără probleme.

Pe scurt, se pare că în viitor fluxul principal de comunicație va fi pe fibră optică în combinație cu radioul celular, iar pentru câțiva utilizatori specializați, vor rămâne preferabili sateliții. Totuși, există un avertisment valabil pentru toate acestea: economia. Cu toate că fibra optică oferă mai multă lățime de bandă, este posibil, fără îndoială, ca în viitor comunicațiile terestre și cele prin satelit să intre într-o competiție agresivă pe baza prețului practicat. Dacă progresele tehnologice vor reduce radical costul de instalare al unui satelit (de exemplu, unele viitoare navete spațiale vor putea împrăștia în spațiu mai multe zeci de sateliți la o singură lansare) sau dacă vor deveni populari sateliții de joasă altitudine, atunci s-ar putea ca fibrele optice să-și piardă, pe unele piețe, poziția lor de lider.

2.5 SISTEMUL TELEFONIC

Două calculatoare ale aceleiași companii sau organizații, aflate la mică distanță, pot fi conectate simplu printr-un cablu, pentru a comunica între ele. Acesta este modul de funcționare al rețelelor locale. Oricum, când distanțele sunt mari sau sunt multe calculatoare, ori când cablurile ar trebui să treacă printr-un loc public, costul instalării de cabluri particulare este de obicei prohibitiv. Mai mult, în aproape toate țările din lume, instalarea de cabluri de-a lungul (sau pe sub) proprietățile publice este ilegală. În consecință, proiectanții de rețele trebuie să se bazeze pe facilitățile de comunicație existente.

O astfel de facilitate este **PSTN**, (**Public Switched Telephone Network**, rom: rețea telefonică publică comutată), care a fost proiectată cu mulți ani în urmă, în cu totul alt scop: transmisia vocii umane într-o formă mai mult sau mai puțin recognoscibilă. Acest sistem nu este destul de potrivit pentru comunicațiile între calculatoare, dar situația se schimbă rapid odată cu introducerea fibrelor optice și a tehnologiei digitale. În orice caz, sistemul telefonic este atât de strâns legat de rețelele de calculatoare (larg răspândite geografic), încât merită să îi acordăm mai multă atenție.

Pentru avea o idee despre ordinul de mărime al problemei, să facem o comparație scurtă dar semnificativă între proprietățile unei conexiuni tipice între calculatoare printr-un cablu local și printr-o linie telefonică. Un cablu care face legătura între două calculatoare poate transfera date la 10^9 bps, poate și mai mult. Prin contrast, o linie telefonică are o viteza maximă de transfer de date de 56 Kbps, o viteză de aproape 20.000 de ori mai mică. Aceasta este diferența dintre o rață care merge legănându-se în tihnă prin iarba și o rachetă care zboară spre lună. Dacă linia telefonică este înlocuită de o conexiune ADSL, viteza este mai mică de 1000-2000 de ori.

Desigur, proiectanții sistemelor de calculatoare cheltuiesc mult timp și efort pentru a analiza cum pot fi acestea folosite cât mai eficient și au dificultăți cu un sistem a cărui performanță (din punctul lor de vedere) este cu 3 sau 4 ordine de mărime mai slabă. În paragrafele care urmează vom descrie sistemele telefonice și vom prezenta istoria și viitorul lor. Pentru informații suplimentare despre structura sistemelor telefonice vezi (Bellamy 1991).

2.5.1 Structura sistemului telefonic

Curând după ce Alexander Graham Bell a brevetat telefonul în 1876 (doar cu câteva ore înaintea rivalului său, Elisha Gray), cererea pentru noua sa invenție a fost imensă. Piața inițială consta în vânzarea telefoanelor, existente numai sub formă de perechi. Era la latitudinea clientului să întindă un fir între ele. Dacă proprietarul unui telefon dorea să comunice cu alți *n* proprietari de telefoane, trebuiau folosite fire separate pentru conectarea tuturor celor *n* case. În mai puțin de un an, orașele erau acoperite cu fire care treceau peste case și copaci într-o încrengătură sălbatică. A devenit imediat evident că modelul conectării fiecărui telefon la fiecare alt telefon, ca în fig. 2-14(a), nu va putea funcționa.

Bell a observat acest lucru și a înființat Bell Telephone Company, companie care a deschis primul oficiu de comutare (în New Haven, Connecticut), în 1878. Compania a întins câte un fir către casa sau biroul fiecărui client. Pentru a da un telefon, clientul lovea furca, generând astfel un semnal sonor în centrală, care atrăgea atenția operatorului; acesta conecta apoi manual cei doi clienți cu ajutorul unui cablu. Modelul unui oficiu de comutare este ilustrat în fig. 2-20(b).

Destul de repede, oficiile de comutare Bell Systems au apărut peste tot și oamenii au simțit nevoia unor convorbiri interurbane, oficiile Bell System începând să se conecteze între ele. Problema inițială a redevenit actuală: conectarea fiecărui oficiu de comutare cu fiecare alt oficiu prin intermediul unui cablu a scăpat rapid de sub control, și astfel s-au inventat oficiile de comutare de nivelul doi. După un timp, au fost necesare mai multe oficii de nivelul doi, ca în fig. 2-20(c). În cele din urmă, ierarhia a ajuns până la 5 niveluri.

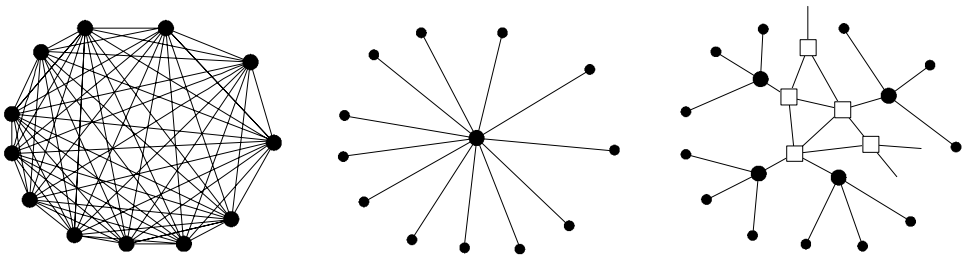


Fig. 2-20. (a) Rețea conectată integral. (b) Comutator centralizat. (c) Ierarhie pe două niveluri.

În 1890, cele trei componente majore ale sistemului telefonic erau puse la punct: oficiile de comutare, cablurile între clienți și oficiile de comutare (acum echilibrate, izolate, cablu torsadat în locul firelor neizolate, legate la pământ) și legăturile între oficiile de comutare pe distanță lungă. Cu toate că au apărut îmbunătățiri în toate cele trei domenii, modelul de bază al sistemului Bell a rămas esențialmente intact mai bine de 100 de ani. Pentru o scurtă istorie a sistemului telefonic, vezi (Hawley, 1991).

Anterior pătrunderii în forță pe piață a companiei AT&T în 1984, sistemul telefonic era implementat ca o ierarhie pe multe niveluri cu un grad mare de redundanță. Descrierea care urmează, deși foarte simplificată, conține totuși esențialul. Fiecare telefon are două fire de cupru conectate direct la cel mai apropriat **oficiu final** (deseori numit **oficiu central local**). Distanța este în mod uzual între 1 și 10 Km, fiind mai mică în orașe decât în zonele rurale. Numai în Statele Unite sunt peste 19.000 de oficii finale. Concatenarea codului zonei și a primelor trei cifre din numărul de telefon specifică în mod unic un oficiu final. Legătura formată de cele două fire între un telefon și oficiul final corespunzător este cunoscută în termeni tehnici sub numele de **buclă locală**. Dacă toate buclele locale din toată lumea ar fi fost puse cap la cap, ele ar acoperi distanța de la pământ la Lună și înapoi de 1000 de ori.

La un moment dat, 80 la sută din capitalul AT&T era constituit de cuprul din buclele locale. AT&T era atunci, de fapt, cea mai mare mină de cupru din lume. Din fericire, acest lucru nu era prea mult cunoscut în lumea investițiilor. Dacă s-ar fi cunoscut, AT&T putea fi cumpărată, lichidate toate serviciile telefonice din Statele Unite, smuls tot cablul și vândut unei rafinării de cupru pentru un profit imediat.

Dacă un abonat atașat la un anumit oficiu final apelează alt abonat atașat la același oficiu final, mecanismul de comutare din acel oficiu stabilește o legătură electrică directă între cele două bucle locale. Această legătură rămâne intactă pe toată durata convorbirii.

Dacă telefonul apelat este atașat la un alt oficiu final, trebuie folosită o altă procedură. Fiecare oficiu final are un număr de linii conectate la unul sau mai multe centre de comutare apropriate, numite **oficii de taxare** (sau, dacă sunt în aceeași zonă, **oficii în tandem**). Aceste linii se numesc **trunchiuri de conectare la oficiile de taxare** (**toll connecting trunks**). Dacă se întâmplă ca oficiul final al celui care apelează și oficiul celui apelat să aibă trunchi de conectare către același oficiu de taxare (ceea ce este probabil dacă sunt relativ apropriate), legătura poate fi stabilită de către oficiul de taxare. O rețea telefonică formată din telefoane (punctele mici), oficii finale (punctele mari) și oficiile de taxare (pătratele) este prezentată în fig. 2-20(c).

Dacă apelantul și apelatul nu au un oficiu de taxare în comun, calea va trebui să fie stabilită undeva mai sus în ierarhie. Oficiile de taxare sunt conectate prin intermediul unei rețele formate din oficii primare, sectoriale și regionale. Comunicațiile între oficiile de taxare primare, sectoriale și regionale se realizează prin intermediul **trunchiurilor de comunicație** de bandă foarte largă (numite și **trunchiuri de comunicație inter-oficii**). Varietatea centrelor de comutare și a topologiei acestora (pot două oficii sectoriale să fie conectate direct sau prin intermediul unui oficiu regional ?) diferă de la o țară la alta în funcție de densitatea telefonică. Fig. 2-21 prezintă un mod posibil de a realiza o legătură pe distanțe medii. În telecomunicații sunt folosite diverse medii de transmisie. În prezent, buclele locale constau din cabluri torsadate de categoria 3 – cu toate că în primele zile ale telefoniei erau uzuale firele neizolate – aflate la o distanța de 25 cm între ele, la polii telefonului. Între oficiile de comutare sunt larg folosite cablurile coaxiale, microundele și mai ales fibrele optice.

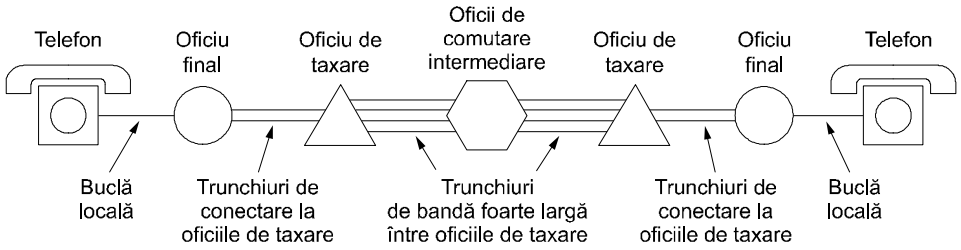


Fig. 2-21. Circuitul unei rute uzuale pentru o convorbire la distanță medie

În trecut, transmisia în sistemul telefonic era analogică, semnalul vocal fiind transmis de la sursă la destinație sub forma unei tensiuni electrice. Odată cu apariția fibrei optice, a electronicii digitale și a calculatoarelor, toate trunchiurile și comutatoarele sunt acum digitale, bucla locala rămânând ultima parte de tehnologie analogică a sistemului. Transmisia digitală este preferată, nefiind necesar să se reproducă exact o formă de undă analogică după ce a trecut prin mai multe amplificatoare într-o convorbire la distanță. Distincția între 1 și 0 este suficientă. Această proprietate face ca transmisia digitală să fie de mai mare încredere decât cea analogică. De asemenea, este mai ieftină și mai ușor de întreținut.

Pe scurt, sistemul telefonic constă din trei componente majore:

1. Bucle locale (cablu torsadat analogic tras în interiorul caselor și al companiilor).
2. Trunchiuri (fibre optice digitale care conectează oficiile de comutare).
3. Oficii de comutare (unde apelurile sunt transferate dintr-un trunchi în altul).

După o scurtă prezentare a politicii în domeniul telefonic, vom studia aceste trei componente mai în detaliu. Buclele locale oferă tuturor acces la întregul sistem, deci sunt critice. Din păcate, ele

reprezintă și veriga cea mai slabă a sistemului. Pentru trunchiurile pe distanțe mari, problema principală va fi gruparea mai multor convorbiri împreună și trimiterea lor simultană. Soluția se numește multiplexare și vom studia trei modalități diferite de multiplexare. În sfârșit, există două moduri fundamental diferite de a face comutarea, așa că le vom studia pe amândouă.

2.5.2 Politica din domeniul telefonic

Timp de mai multe zeci de ani, până în 1984, Bell Systems a asigurat servicii, atât pe distanțe scurte cât și pe distanțe lungi, pentru aproape toată suprafața Statelor Unite. În anii 70, guvernul S.U.A. a ajuns la concluzia că acesta era un monopol ilegal și a hotărât să îl anuleze. Guvernul a câștigat pe 1 ianuarie 1984, AT&T fiind destrămată în AT&T Long Lines, 23 de companii **BOC** (**Bell Operating Companies**) și alte câteva părți. Cele 23 de companii BOC erau grupate în șapte BOC regionale (RBOC) pentru a le face viabile din punct de vedere economic. Întreaga natură a telecomunicațiilor în Statele Unite a fost schimbată peste noapte de o hotărâre judecătorească (*nu* de un act al Congresului).

Detaliile exacte ale acestei privațiuni sunt descrise în așa numita **MFJ** (**Modified Final Judgement**, rom: hotărâre finală modificată, un bun exemplu de oximoron[5], dacă a existat vreodată vreunul – dacă hotărârea putea fi modificată, este evident că nu era finală). Acest eveniment a condus la o creștere a competiției, la asigurarea unor servicii mai bune și la scăderea prețurilor pentru clienți. Totuși, prețurile pentru serviciile locale au crescut și subvențiile încrucișate de la apelurile de lungă distanța au fost eliminate, iar serviciile locale au trebuit să se susțină singure. Multe alte țări iau în considerare introducerea competiției după același model.

Să clarificăm cum s-a putut atinge acest scop: Statele Unite au fost împărțite în aproape 160 de **LATA** (**Local Access and Transport Areas**, rom: zone de acces și transport local). Pe scurt, o LATA acoperă o suprafață echivalentă ca dimensiuni cu o regiune acoperită de un același cod zonal. De obicei, în cadrul unei LATA există un **LEC** (**Local Exchange Carrier**, rom: transportator local), care deține monopolul pentru un serviciu telefonic tradițional din interiorul regiunii sale. Cele mai importante LEC sunt BOC-urile, cu toate că unele LATA conțin una sau mai multe din cele peste 1500 de companii telefonice independente care funcționează ca LEC-uri.

Tot traficul inter-LATA este asigurat de un alt tip de companie, **IXC** (**IntereXchange Carrier**, rom: transportator inter-oficii). Inițial, AT&T Long Lines era singura companie IXC serioasă, dar acum WorldCom și Sprint sunt competitori consacrați în domeniu. Una dintre preocupările apărute la separarea companiilor a fost ca toate IXC să fie tratate egal în ce privește calitatea liniilor, tarifele impuse și numărul de cifre pe care un client trebuie să le formeze pentru a telefona. Modul în care acest lucru a fost îndeplinit este prezentat în fig. 2-22. Aici vedem trei exemple de LATA, fiecare cu mai multe oficii finale. LATA-urile 2 și 3 au de asemenea o mică ierarhie formată din oficii tandem (oficii intra-LATA).

Orice IXC care dorește să asigure convorbiri provenite dintr-o LATA poate construi un oficiu de comutare, numit **POP** (**Point of Presence**, rom: punct de livrare). LEC-ul trebuie să conecteze fiecare IXC la fiecare oficiu final, direct, ca în LATA 1 și 3, sau indirect, ca în LATA 2. Mai mult, condițiile în care se face această conectare, atât tehnice cât și financiare, trebuie să fie aceleași pentru toate IXC-urile. În acest mod, un abonat din LATA 1, să zicem, poate alege ce IXC să folosească pentru a apela abonați din LATA 3.

---

[5] Oximoron = contradicție evidentă între termenii expresiei (n.t.)

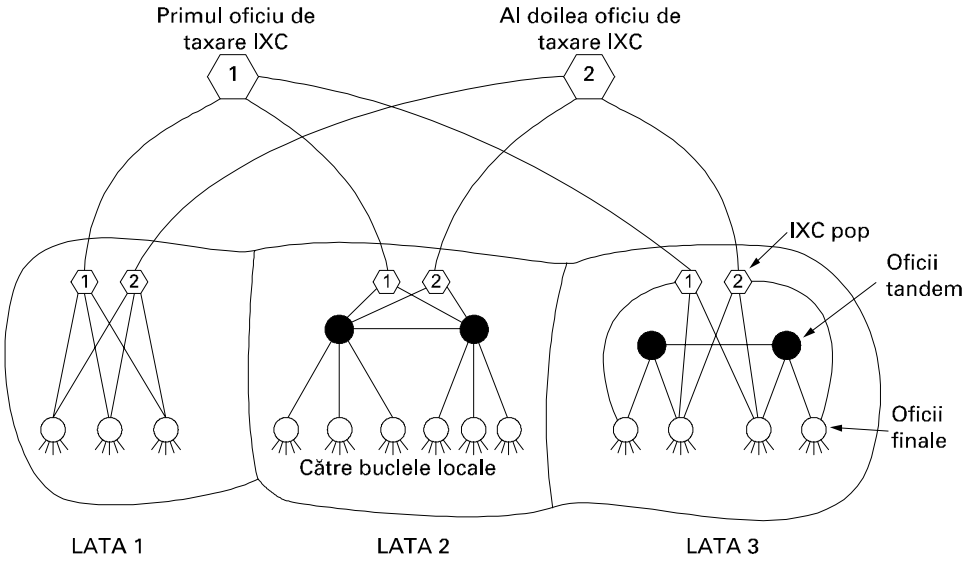


Fig. 2-22. Relația dintre LATA-uri, LEC-uri și IXC-uri. Toate cercurile sunt oficii de comutare LEC. Fiecare hexagon aparține câte unui IXC.

Printr-o clauză a MFJ, companiilor IXC le era interzis să ofere servicii telefonice locale și tuturor LEC le era interzis să ofere servicii telefonice inter-LATA, cu toate că amândouă erau libere să intre în orice altă afacere, cum ar fi chiar deschiderea de restaurante. În 1984, această declarație era lipsită de ambiguități. Din păcate, tehnologia are un fel de a face ca legea să pară depășită. Nici televiziunea prin cablu și nici telefoanele celulare nu erau acoperite de această înțelegere. Atunci când televiziunea prin cablu a trecut de la forma unidirecțională la cea bidirecțională și când a crescut brusc popularitatea telefoanelor celulare, atât LEC-urile cât și IXC-urile au început să cumpere sau să se asocieze cu companiile din aceste domenii.

În 1995, Congresul a observat că menținerea unei deosebiri între diferite tipuri de companii nu mai era posibilă și a aprobat o notă prin care permitea companiilor de cablu TV, companiilor telefonice locale, transportatorilor pe distanțe mari și operatorilor celulari să facă afaceri unul în domeniul celuilalt. Ideea era ca orice companie să poată oferi clienților săi un serviciu complet, cuprinzând cablul TV, telefon și servicii informaționale și că diferite companii ar putea concura în ceea ce privește calitatea serviciilor asigurate și prețul acestora. Această notă a fost legiferată în februarie 1996. În urma acestei hotărâri, unele BOC au devenit IXC și alte companii, precum operatorii de televiziune prin cablu, au început să ofere servicii telefonice locale în competiție cu LEC-urile.

O proprietate interesantă a legii din 1996 este cerința ca LEC-urile să implementeze portabilitatea locală a numerelor. Aceasta înseamnă ca un client poate schimba companiile locale de telefoane fără să trebuiască să obțină un nou număr de telefon. Aceasta prevedere scutește mulți clienți de o problemă serioasă și îi poate ajuta în decizia de a schimba LEC-ul, ceea ce conduce la creșterea competiției. Ca rezultat, peisajul telecomunicațiilor din SUA trece printr-o restructurare radicală. Din nou, multe alte țări încep să urmeze acest model. Deseori, celelalte țări așteaptă să vadă cum funcționează un experiment în SUA. Dacă funcționează bine, fac același lucru; dacă funcționează rău, încearcă altceva.

2.5.3 Bucla locală: Modemuri, ADSL și transmisia fără fir

Este timpul să pornim studiul nostru detaliat despre funcționarea sistemului telefonic. Principalele părți ale sistemului sunt ilustrate în figura2-23. Aici se văd buclele locale, trunchiurile, oficiile de taxare și oficiile finale, ambele conținând echipamente de comutare care comută apelurile. Un oficiu final are până la 10.000 de bucle locale (în SUA și alte țări mari). De fapt, până de curând, codul și prefixul de zonă indicau oficiul final, astfel încât numărul (212) 601-xxxx aparținea unui anumit oficiu final cu 10.000 de abonați, numerotați de la 0000 la 9999. Odată cu evoluția competiției pentru serviciile locale, acest sistem nu mai era viabil, deoarece mai multe companii doreau să aibă codul oficiului final. De asemenea, numărul de coduri era practic epuizat, astfel încât au trebuit introduse scheme de organizare mai complexe.

Să începem cu partea cu care cei mai mulți oameni sunt familiarizați: bucla locală, formată din două fire care vin de la un oficiu final al unei companii telefonice și intră în case sau companii mai mici. Bucla locală mai este numită adesea și „ultima milă", deși lungimea ei poate fi de până la câteva mile. În ultimii 100 de ani, bucla locală a folosit semnalizarea analogică și probabil va continua să o folosească timp de ani buni, datorită costului mare al conversiei la digital. Totuși, până și în acest ultim bastion al transmisiei analogice au loc schimbări. În acest capitol, vom studia bucla locală tradițională și noile îmbunătățiri care au loc în acest domeniu, concentrându-ne pe comunicația de date de la calculatoarele casnice.

Atunci când un calculator dorește să trimită date numerice pe o linie telefonică, datele trebuie să fie convertite în prealabil în formă analogică pentru a putea fi transmise pe o buclă locală . Aceasta conversie este făcută de către un modem, dispozitiv pe care îl vom studia în curând. La oficiul final al companiei telefonice, aceste date sunt convertite la forma digitală pentru a fi transmise pe trunchiurile pentru distanțe mari.

Dacă la celălalt capăt se află un calculator cu un modem, este necesara conversia inversă – digital la analogic pentru a putea traversa bucla locală către destinație. Această schemă este prezentată în fig. 2-23 pentru ISP-ul 1 (Internet Service Provider, rom: furnizor de servicii internet), care dispune de o bancă de modem-uri, fiecare fiind conectat la o altă buclă locală. Acest ISP poate servi atâtea conexiuni câte modemuri are (presupunând că serverul sau serverele sale au destulă putere de calcul). Această schemă era considerată normală până când au apărut modem-urile de 56 Kbps, din motive care se vor vedea în curând.

Codificarea analogică a semnalului constă în modificarea tensiunii electrice în funcție de timp, pentru de a reprezenta un șir de date. Dacă mediul de transmisie ar fi fost ideal, receptorul ar fi primit exact același semnal pe care l-a expediat transmițătorul. Din păcate, mediile nu sunt perfecte, iar semnalul recepționat nu este identic cu semnalul transmis. Pentru datele numerice, aceste diferențe pot conduce la erori.

Pe liniile de transmisie apar trei mari probleme: atenuarea, distorsiunea datorată întârzierii și zgomotul. **Atenuarea** reprezintă pierderea de energie în timpul propagării semnalului. Pierderea se exprimă în decibeli pe kilometru. Energia pierdută depinde de frecvența semnalului. Pentru a vizualiza efectul acestei dependențe de frecvență, să ne imaginăm un semnal nu ca o simplă undă, ci sub forma unei serii de componente Fourier. Fiecare componentă este atenuată diferit, ceea ce are ca rezultat la receptor un spectru Fourier diferit.

Pentru a agrava situația, diferitele componente Fourier se propagă cu viteze diferite de-a lungul firului. Aceste diferențe de viteză duc la **distorsionarea** semnalului recepționat la celălalt capăt.

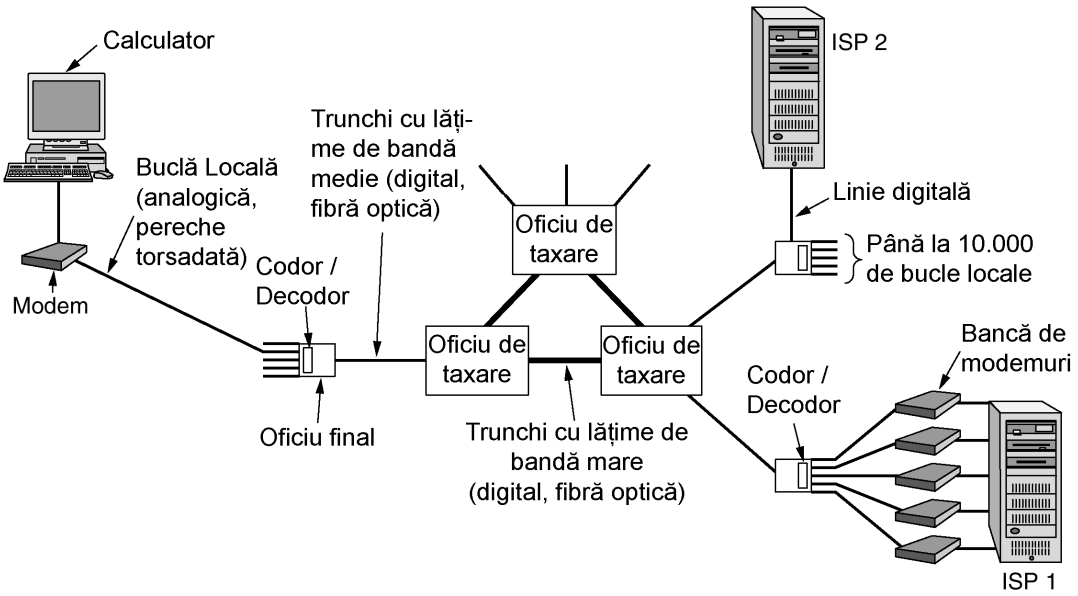


Fig. 2-23. Conectarea între calculatoare folosește transmisia analogică și cea digitală. Conversia este realizată de către modemuri și de către codoare/decodoare.

O altă problemă este **zgomotul**, care reprezintă energie nedorită, provenită din alte surse decât transmițătorul. Zgomotul termic este cauzat de mișcarea aleatorie a electronilor printr-o sârmă și nu se poate evita. Interferența este produsă de cuplajul inductiv care se formează între două fire care sunt apropriate unul de altul. Atunci când vorbim la telefon, putem auzi o altă conversație în fundal. Aceasta este interferența. În sfârșit, există și zgomote de tip impuls, determinate de șocuri electrice sau de alte cauze. Pentru datele digitale, zgomotele de tip impuls pot duce la dispariția unuia sau a mai multor biți.

Modemurile

Datorită problemelor prezentate anterior, în special datorită faptului că atât atenuarea cât și viteza de propagare sunt dependente de frecvență, se dorește evitarea prezenței unui domeniu larg de frecvențe într-un semnal.

Din păcate, undele pătratice, precum cele din datele numerice, au un spectru larg și, în concluzie, suferă o atenuare puternică și distorsiuni de întârziere. Aceste efecte fac din codificarea analogică în bandă de bază (DC) o alegere nepotrivită, cu excepția situațiilor în care se utilizează viteze mici și transmisia are loc pe distanțe scurte.

Pentru a evita problemele asociate cu codificarea analogică în bandă de bază (DC), în special pe liniile telefonice, se utilizează codificarea analogică AC. Se introduce un ton continuu în domeniul 1000 - 2000 de Hz, numit **undă purtătoare sinusoidală**. Amplitudinea, frecvența sau faza acestei unde pot fi modulate. În **modularea în amplitudine**, sunt folosite două niveluri de tensiune pentru a reprezenta 0 și 1, respectiv. În **modularea în frecvență**, cunoscută de asemenea sub denumirea de **codare prin deplasarea frecvenței** (**frequency shift keying**), se folosesc două (sau mai multe) tonuri diferite. (Termenul de **codare** este larg folosit în industrie ca sinonim pentru modulare). În varianta cea mai simplă, cea a **modulării în fază**, unda purtătoare este sistematic comutată la intervale egale

la 45, 135, 225, sau 315 grade. Fiecare schimbare de fază transmite 2 biți de informație. De asemenea, obligativitatea unei schimbări de fază la sfârșitul fiecărui interval face receptorul să recunoască mai ușor limitele intervalelor de timp.

Fig. 2-24 ilustrează cele trei forme de modulare. În figura2-24(a) una dintre amplitudini este diferită de zero și una este zero. În fig. 2-24(b) sunt folosite două frecvențe. În fig. 2-24(c) o deplasare de fază este sau nu prezentă la marginile fiecărui bit. Un echipament care acceptă un șir serial de biți la intrare și produce o purtătoare modulată la ieșire (sau vice-versa) se numește **modem** (modulator-demodulator). Modemul este inserat între calculator (digital) și sistemul telefonic (analogic).

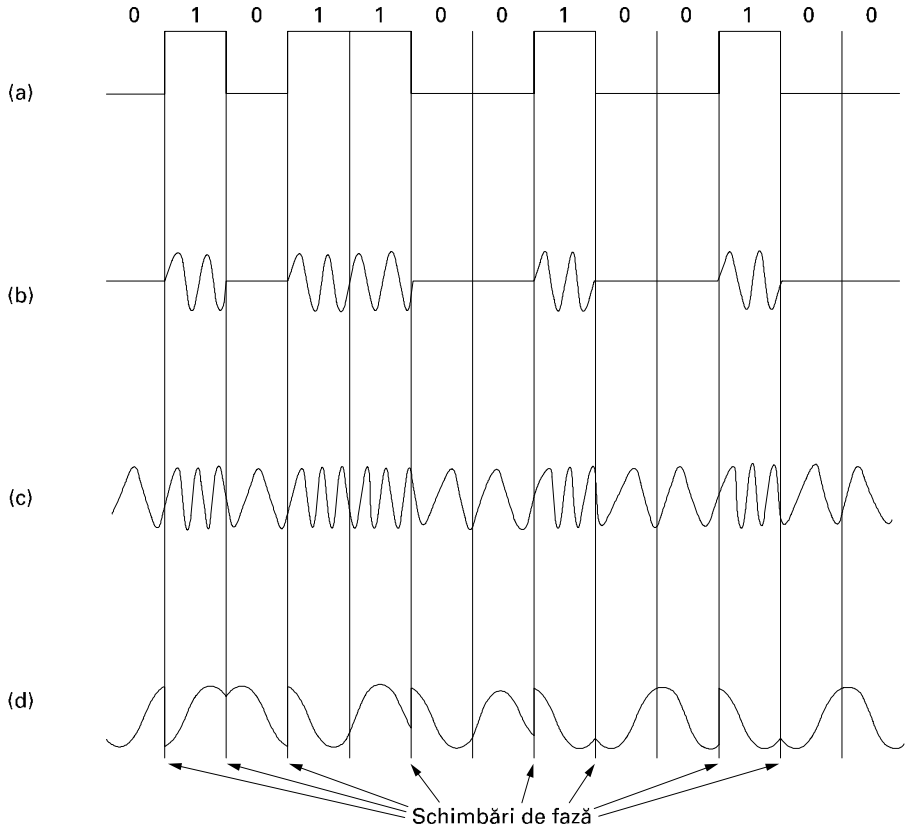


Fig. 2-24. (a) Un semnal binar. (b) Modularea în amplitudine. (c) Modularea în frecvență. (d) Modularea în fază.

Atingerea unor viteze din ce în ce mai mari nu este posibilă doar prin creșterea continuă a ratei de eșantionare. Teorema lui Nyquist afirmă că eșantionarea la o frecvența mai mare de 6000 de Hz este lipsită de interes chiar și pentru o linie ideală de 3000 de Hz (nu este nici pe departe cazul unei linii telefonice). În practică, majoritatea modem-urilor eșantionează de 2400 ori/sec și se concentrează să transmită cât mai mulți biți pe eșantion.

Numărul de eșantioane pe secundă se măsoară în **baud**. Pe durata fiecărui baud este trimis un simbol. Astfel, o linie de *n* baud trimite *n* simboluri/sec. De exemplu, o linie de 2400 baud trimite un simbol la aproximativ fiecare 416,667μsec. Dacă simbolul codifică prin tensiune nulă un bit 0 logic și

prin tensiunea de 1V un bit 1 logic, rata de bit este de 2400 bps. Dacă însă sunt folosite tensiunile de 0, 1, 2 și 3 volți, fiecare simbol codifică 2 biți, astfel că o linie de 2400 baud poate transmite 2400 simboluri/sec la o rată de date de 4800 bps. În mod similar, pentru patru deplasări de fază posibile, sunt codificați tot 2 biți/simbol, deci avem din nou o rată de bit dublă față de viteza de transmisie a liniei. Cea de-a doua tehnică este larg folosită și se numește **QPSK** (**Quadrature Phase Shift Keying**, rom: modulația cuadratică în fază).

Conceptele de lărgime de bandă, viteza de transmisie (eng: baudrate), rată de simboluri și rată de biți sunt adeseori confundate, deci le vom reformula aici. Lărgimea de bandă a unui mediu reprezintă spectrul de frecvențe care trec prin el cu atenuare minima. Este o proprietate fizică a mediului (de obicei de la 0 la o frecvență maximă) și se măsoară în Hz. Viteza de transmisie reprezintă numărul de eșantioane preluate într-o secundă. Prin fiecare eșantion se transmite o parte din informație, adică un simbol. Deci, viteza de transmisie și rata de simboluri sunt unul și același lucru. Tehnica de modulare (de exemplu QPSK) determină numărul de biți/simbol. Rata de biți reprezintă cantitatea de informație trimisă prin canal și este egală cu numărul de simboluri/sec înmulțit cu numărul de biți/simbol.

Toate modemurile performante folosesc o combinație de tehnici de modulare pentru a transmite mai mulți biți pe baud. Deseori mai multe amplitudini și mai multe deplasări de faza sunt combinate pentru a transmite mai mulți biți/simbol. În fig. 2-25(a), vedem puncte la 45, 135, 225 și 315 grade, cu amplitudine constanta (distanța față de origine). Faza unui punct este indicata de unghiul pe care l-ar face axa x cu o linie care unește punctul cu originea. Fig. 2-25(a) are patru combinații posibile și poate fi folosită pentru a transmite 2 biți pe simbol. Este exact QPSK.

În fig. 2-25(b) vedem o schemă diferită de modulare, în care sunt folosite 4 amplitudini și 4 diferențe de fază, în total 16 combinații. Această schemă de modulare poate fi folosită la transmiterea a 4 biți pe simbol și este numită **QAM** (**Quadrature Amplitude Modulation**, rom: modulația cuadratică în amplitudine) atunci când este folosită pentru transmisia a 9600 biți pe secundă pe o linie de 2400 baud.

Fig. 2-25(c) reprezintă încă o schemă de modulare, care implică amplitudine și faza. Ea permite 64 de combinații, astfel încât pot fi transmiși 6 biți pe simbol. Se numește **QAM-64**. Sunt folosite și **QAM**-uri de ordine mai înalte.

Diagramele de genul celor din fig. 2-25, care reprezintă combinațiile posibile de amplitudine și fază, sunt numite **tipare de constelații**. Fiecare standard de modem de viteze înalte are propriul lui tipar de constelație și poate comunica numai cu alte modemuri care folosesc același standard (cu toate că majoritatea modemurilor pot simula modemuri mai lente).

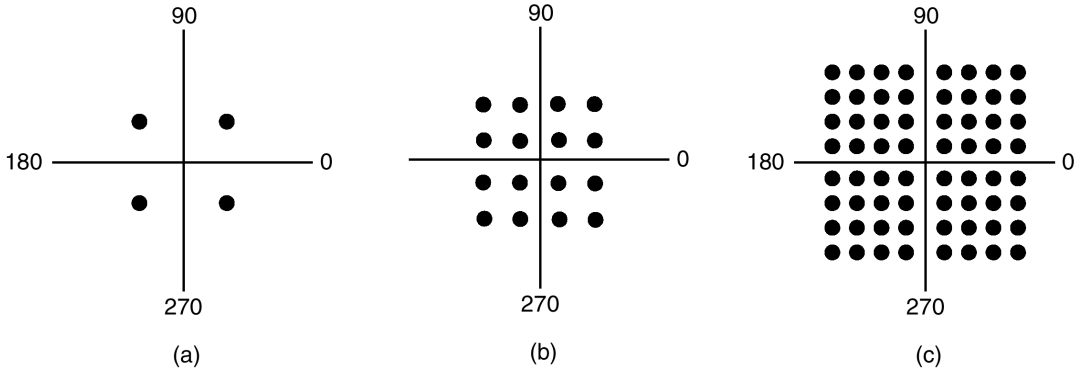


Fig. 2-25. (a) QPSK. (b) QAM-16. (c) QAM-64

Cu atâtea puncte în tiparul de constelație, chiar și un mic nivel de zgomot detectat în amplitudine sau fază poate conduce la o eroare, adică la mai mulți biți eronați. Pentru a reduce posibilitatea de a genera o eroare, standardele pentru modemuri cu viteze mari fac corecția erorilor, adăugând biți suplimentari la fiecare eșantion. Astfel de scheme sunt cunoscute sub numele de **TCM** (**Trellis Coding Modulation**, rom: modulatie prin codificare matricială). De exemplu, modemul standard V.32 folosește 32 de puncte în constelație pentru a transmite 4 biți de date și un bit de paritate pe simbol, la 2400 baud, și obține 9600 bps cu corecție de erori. Tiparul său de constelație este cel din fig. 2-26(a). Decizia de a fi „rotită" cu 45 de grade în jurul originii a fost luată din motive inginerești; constelațiile rotite sau nerotite au aceeași capacitate de informație.

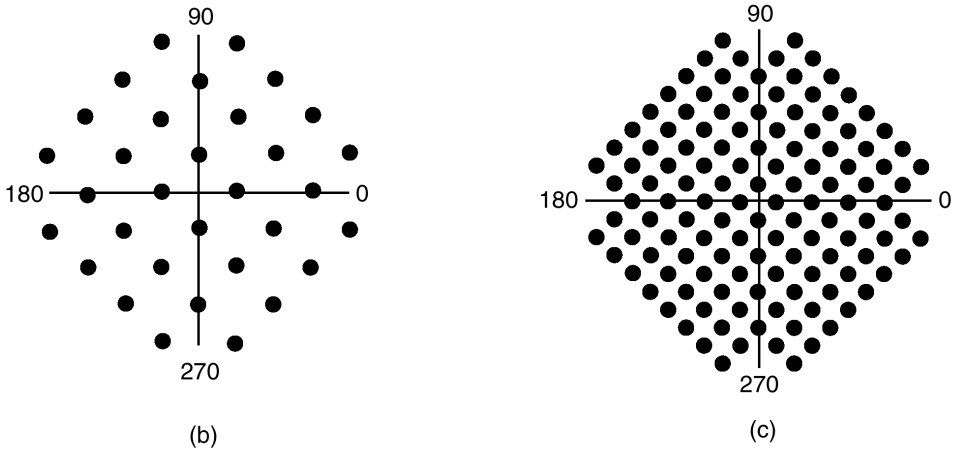


Fig. 2-26. (a) V.32 pentru 9600 Kbps. (b) V.32 bis pentru 14.400 Kbps

Următorul pas peste 9600 bps este 14.400 bps. Este numit **V.32 bis**. Această viteză este atinsă prin transmiterea a 6 biți de date și un bit de paritate pe eșantion la o rată de 2400 baud. Tiparul de constelație are 128 de puncte atunci când se folosește **QAM-128**, așa cum se vede în fig. 2-26(b). Fax-modemurile folosesc această viteză pentru a transmite pagini care au fost scanate ca o hartă de biți (bitmap). QAM-256 nu este folosit în nici unul din modemurile telefonice standard, dar este folosit în rețelele de cablu, așa cum vom vedea mai târziu.

Următorul modem telefonic după V.32 bis este **V.34**, care atinge 28.800 bps la 2400 baud cu 12 biți de date/simbol. Ultimul modem în aceasta serie este **V.34 bis**, care folosește 14 biți de date/simbol la 2400 baud și atinge 33.600 baud.

Pentru a crește în continuare rata efectivă, multe modemuri comprimă datele înainte de a le transmite, și pot obține o rată efectivă de transmisie a datelor de peste 33.600 bps. Pe de alta parte, aproape toate modemurile testează linia înainte de a începe să transmită date de la utilizator și, dacă observă că sunt probleme care țin de calitatea transmisiei, reduc viteza sub cea maxima. Astfel, viteza efectivă observată de utilizator poate fi mai mică, egală sau mai mare față de cea oficială.

Toate modemurile moderne permit traficul din ambele direcții în același timp (folosind frecvențe diferite pentru direcții diferite). O conexiune care permite traficul simultan în ambele direcții se numește **full duplex**. O șosea cu două benzi este full duplex. O conexiune care permite traficul în oricare dintre sensuri, dar pe rând se numește **half duplex**. O șină de cale ferata este **half duplex**. O conexiune care permite traficul într-o singura direcție se numește **simplex**. O stradă cu sens unic este

simplex. Un alt exemplu de conexiune simplex este o fibră optică cu un laser la un capăt și un detector de lumină la celălalt.

Motivul pentru care modemurile standard se opresc la 33.600 este că limita Shannon pentru sistemul telefonic este de aproximativ 35 Kbps, așa că o viteza mai mare ar încălca legile fizicii (departamentul termodinamică). Pentru a afla dacă modemurile de 56 Kbps sunt posibile teoretic, urmăriți discuția în continuare.

De ce este limita teoretică de 35 Kbps? Are de-a face cu lungimea medie a buclelor locale și cu calitatea acestor linii. Cei 35 Kbps sunt determinați de lungimea medie a buclelor locale. În fig. 2-23, un apel pornit de la computerul din stânga și terminat la ISP1 trece prin două bucle locale ca semnal analogic, una la sursă și una la destinație. Fiecare dintre acestea adaugă semnalului zgomote. Dacă am putea scăpa de una dintre aceste bucle locale, rata maximă s-ar dubla.

ISP2 face exact acest lucru. Are o conexiune pur digitală de la cel mai apropiat oficiu final. Semnalul digital folosit în trunchiuri ajunge direct la ISP 2, eliminând codoarele/decodoarele, modemurile și transmisia analogică finală. Astfel, când unul din capetele conexiunii este total digital, cum se întâmplă cu majoritatea ISP-urilor în zilele noastre, rata maxima de date poate fi până la 70 Kbps. Între doi utilizatori cu modemuri și linii analogice, rata maximă este de 33,6 Kbps.

Motivul pentru care se folosesc modemurile de 56 Kbps are de-a face cu teorema lui Nyquist. Canalul telefonic este lat de aproximativ 4000 Hz (incluzând benzile suplimentare). Numărul maxim de eșantioane independente care se pot prelua pe secunda este astfel de 8000. Numărul de biți per eșantion în SUA este 8, dintre care unul este folosit pentru comandă, permițând astfel numai 56.000 bps pentru date de la utilizator. În Europa, toți cei 8 biți sunt disponibili pentru date de la utilizator, deci puteau fi folosite modemuri de 64.000 bps, dar pentru a se conveni asupra unui standard internațional, s-a ales 56.000.

Acest standard de modem este numit **V.90**. Oferă un canal ascendent de 33,6 Kbps (utilizator către ISP) și un canal descendent de 56 Kbps (ISP către utilizator), pentru că de obicei sunt mai multe date de transportat de la ISP la utilizator decât invers (de exemplu, cererea unei pagini web ocupă doar câțiva octeți, în timp ce pagina efectivă poate fi de câțiva megabiți). În teorie, un canal ascendent de peste 33,6 Kbps era posibil, dar deoarece multe bucle locale sunt prea zgomotoase chiar și pentru 33,6 Kbps, s-a decis să se aloce mai multa lărgime de banda pentru canalul descendent, pentru a crește șansele ca acesta să ajungă să funcționeze la 56 Kbps.

Următorul pas dincolo de V.90 este **V.92**. Aceste modemuri sunt capabile să transfere cu 48 Kbps pe canalul ascendent, dacă linia telefonică suportă. De asemenea, ele determină viteza potrivită de funcționare în aproximativ jumătate din timpul uzual de 30 de secunde cerut de vechile modemuri. În sfârșit, permit unui apel telefonic să întrerupă o sesiune Internet, dacă linia telefonică suporta serviciul de apel în așteptare.

Linii digitale pentru abonat (xDSL)

Când industria telefonică a ajuns în sfârșit la 56 Kbps, s-a bătut singură pe spate ca pentru o treabă bine făcută. Intre timp, industria televiziunii prin cablu oferea viteze de până la 10 Mbps pe cabluri partajate, iar companiile de servicii prin satelit plănuiau să ofere trafic ascendent spre satelit de 50 Mbps. Cum accesul la Internet devenise o parte din ce în ce mai importantă din afacerile lor, companiile telefonice (LEC-urile) au început să înțeleagă că aveau nevoie de un produs mai competitiv. Răspunsul găsit a fost să înceapă să ofere noi servicii digitale peste bucla locală. Serviciile cu mai multa lățime de bandă decât serviciul telefonic standard sunt numite uneori **broadband** (rom: de bandă larga), deși termenul este mai mult un concept de marketing decât un real concept tehnic.

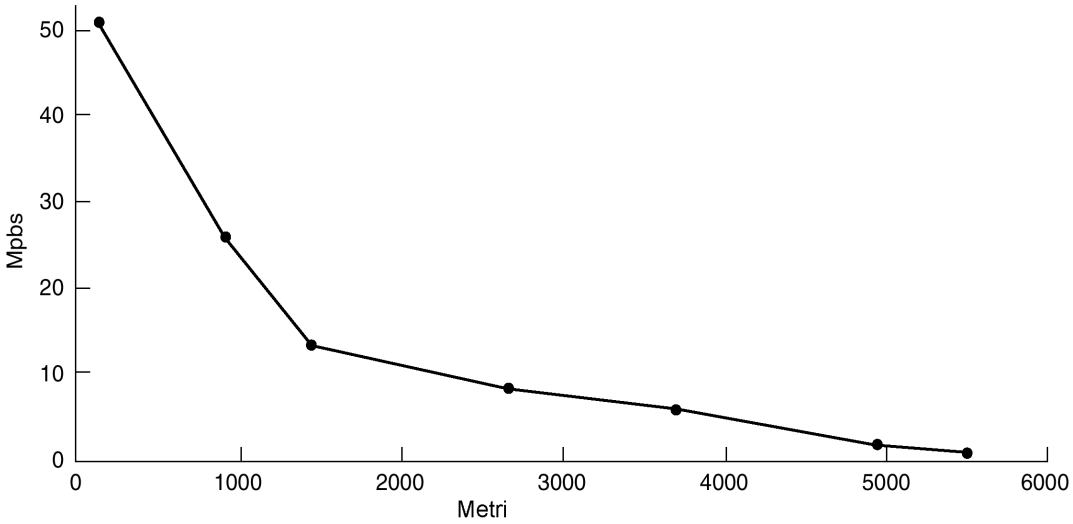


Fig. 2-27. Lățime în funcție de distanță pentru UTP categoria 3 pentru DSL.

Inițial, erau mai multe oferte care se suprapuneau, toate purtând numele generic de **xDSL** (**Digital Subscriber Line**, rom: linie digitală pentru abonat), cu diferite variabile *x*. În continuare vom discuta aceste servicii, dar ne vom concentra în primul rând spre ceea ce probabil va deveni cel mai popular dintre aceste servicii, **ADSL** (**Asymmetric DSL**, rom: DSL asimetrice). Cum ADSL încă se mai dezvolta și nu toate standardele sunt cu totul finalizate, unele dintre detaliile date mai jos s-ar putea să se schimbe în timp. Dar ideea de baza ar trebui să rămână valabilă. Pentru mai multe informații despre ADSL, se poate vedea (Summers, 1999; și Vetter et al., 2000).

Motivul pentru care modemurile sunt încete este acela că telefoanele au fost inventate pentru a transporta vocea umană și întregul sistem a fost optimizat pentru acest scop. Datele au fost mereu copiii vitregi. În punctul în care fiecare buclă locală se conectează în oficiul final, firul intra într-un filtru care atenuează toate frecvențele de sub 300 Hz și peste 3400 Hz. Filtrarea nu este exactă – 300 Hz și 3400 Hz sunt punctele de la 3 dB – așa că lărgimea de bandă este considerată de 4000 Hz, chiar dacă distanța dintre punctele de 3 dB este de 3100 Hz. Deci și datele sunt restricționate în aceasta bandă îngustă.

Trucul care face ca xDSL să funcționeze este că linia unui client abonat la un astfel de serviciu este conectată la un tip diferit de comutator, care nu are acest filtru, făcând astfel disponibilă întreaga capacitate a buclei. Factorul limitator este constitut de legile fizice aplicate buclei locale și nu de lățimea de bandă artificială de 3100 Hz, creată de filtru.

Din păcate, capacitatea buclei locale depinde de câțiva factori, inclusiv lungimea, grosimea și calitatea la modul general. Un grafic al lățimii de bandă potențiale în funcție de distanță este prezentat în fig. 2-27. Aceasta figură presupune că toți ceilalți factori sunt optimi (fire noi, legături bune, etc.).

Implicațiile acestei figuri creează o problemă pentru compania de telefoane. Când alege viteza pe care o va oferi abonaților, alege în același timp o rază de acțiune în funcție de oficiile sale finale, dincolo de care serviciul nu poate fi oferit. Aceasta înseamnă că atunci când utilizatori aflați la distanță încearcă să se înscrie la acest serviciu, s-ar putea să li se spună „Mulțumim mult pentru interesul dumneavoastră, dar locuiți cu 100 de m prea departe de cel mai apropiat oficiu final prin care puteți a beneficia de acest serviciu. Puteți să vă mutați?”. Cu cât este mai mică viteza aleasă, cu atât

mai mare este raza, fiind astfel acoperiți mai mulți clienți. Dar cu cât este mai mică viteza, cu atât este mai puțin atractiv serviciul și oamenii care vor dori să plătească pentru el vor fi mai puțini. Aici afacerile se întâlnesc cu tehnologia. (O potențială soluție este să se construiască mini-oficii finale în toate cartierele, dar aceasta este o propunere cam scumpă.)

Serviciile xDSL au fost proiectate cu anumite scopuri. În primul rând, serviciile trebuie să funcționeze peste buclele locale de cabluri cu perechi torsadate de categoria 3 existente. În al doilea rând, nu trebuie să afecteze telefoanele și faxurile clienților. În al treilea rând, trebuie să fie mult mai rapide decât 56 Kbps. În al patrulea rând, ar trebui să funcționeze tot timpul, contra unei taxe lunare, dar nu a unei taxe pe minut.

Oferta ADSL inițială a venit de la AT&T și funcționa prin divizarea spectrului disponibil în bucla locală, care este de aproximativ 1.1 MHz, în trei benzi de frecvență: **POTS** (**Plain Old Telephone Service**, rom: serviciul telefonic tradițional), canalul ascendent (de la utilizator la oficiul final) și canalul descendent (de la oficiul final la utilizator). Tehnica de a avea mai multe benzi de frecvență se numește multiplexare prin divizarea frecvenței; o vom studia în detaliu într-un paragraf ulterior. Ofertele care au urmat, de la alți furnizori, au urmat o alta abordare și se pare că aceasta va avea câștig de cauză, așa că o vom descrie în continuare.

Abordarea alternativă, numita **DMT** (**Discrete MultiTone**, rom: ton multiplu discret), este ilustrată în figura2-28. De fapt, spectrul disponibil de 1.1 MHz al buclei locale se divizează în 256 canale independente de 4312,5 Hz fiecare. Canalul 0 este folosit pentru POTS. Canalele 1-5 sunt nefolosite, pentru a preveni interferențele între semnalele de voce și date. Dintre cele 250 de canale rămase, unul este folosit pentru controlul fluxului ascendent și unul pentru controlul fluxului descendent. Restul sunt disponibile pentru date de la utilizator.

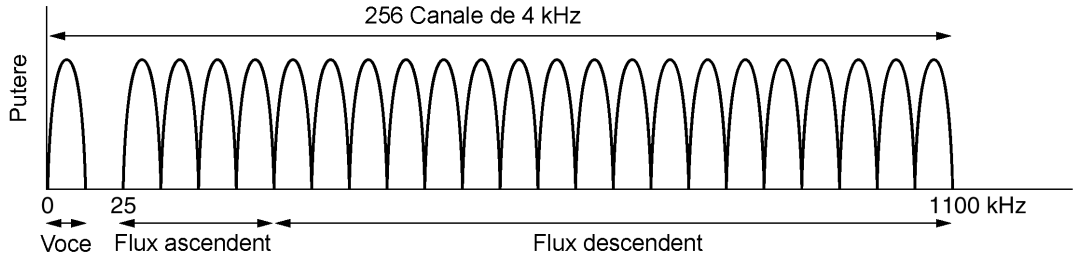


Fig. 2-28. Funcționarea ADSL folosind modulație cu ton multiplu discret

În principiu, fiecare dintre canalele rămase poate fi folosit pentru flux de date full-duplex, dar armonicele, interferențele și alte efecte țin sistemele practice departe de limitele teoretice. Este la latitudinea furnizorului de servicii să determine câte canale să fie folosite pentru fluxul ascendent și câte pentru cel descendent. Un raport de egalitate între fluxurile ascendent și descendent este tehnic posibil, dar majoritatea furnizorilor de servicii alocă în jur de 80%-90% din lățimea de bandă canalului descendent, deoarece majoritatea utilizatorilor primesc mai multe date decât trimit. Această alegere dă naștere „A”-ului din ADSL. O variantă de divizare des întâlnită este alocarea a 32 de canale pentru fluxul ascendent, restul fiind alocate pentru cel descendent. De asemenea, este posibil să se folosească unele dintre canalele cu frecvența cea mai ridicată din fluxul ascendent în mod bidirecțional, pentru creșterea lățimii de bandă, deși această optimizare cere adăugarea unui circuit special pentru anularea ecourilor.

Standardul ADSL (ANSI T1.413 și ITU G.992.1) permite viteze de până la 8 Mbps pentru fluxul descendent și 1 Mbps pentru cel ascendent. Totuși, puțini furnizori de servicii oferă acest flux. De

obicei, furnizorii oferă 512 Kbps pentru fluxul descendent și 64 Kbps pentru cel ascendent în cazul serviciului standard, respectiv 1 Mbps pentru flux descendent și 256 Kbps pentru flux ascendent în cazul serviciului premium.

În cadrul fiecărui canal este folosită o schemă de modulare similară cu V.34, deși rata de eșantionare este de 4000 baud în loc de 2400 baud. Calitatea liniilor din fiecare canal este constant monitorizata și rata de transmisie este constant ajustată, așa că pe canale diferite pot fi folosite rate diferite. Datele efective sunt trimise cu modulație QAM, cu până la 15 biți per baud, folosind o diagramă constelație analoagă cu aceea din figura2-25(b). Având, de exemplu, 224 de canale de flux descendent și 15 biți pe baud la 4000 baud, lățimea de bandă pe flux descendent este de 13,44 Mbps. În practică, raportul semnal-zgomot nu este destul de bun pentru a se atinge aceasta rată, dar se poate atinge rata de 8 Mbps pe distanțe scurte și pe bucle de calitate superioara, motiv pentru care standardul merge până la aceasta valoare.

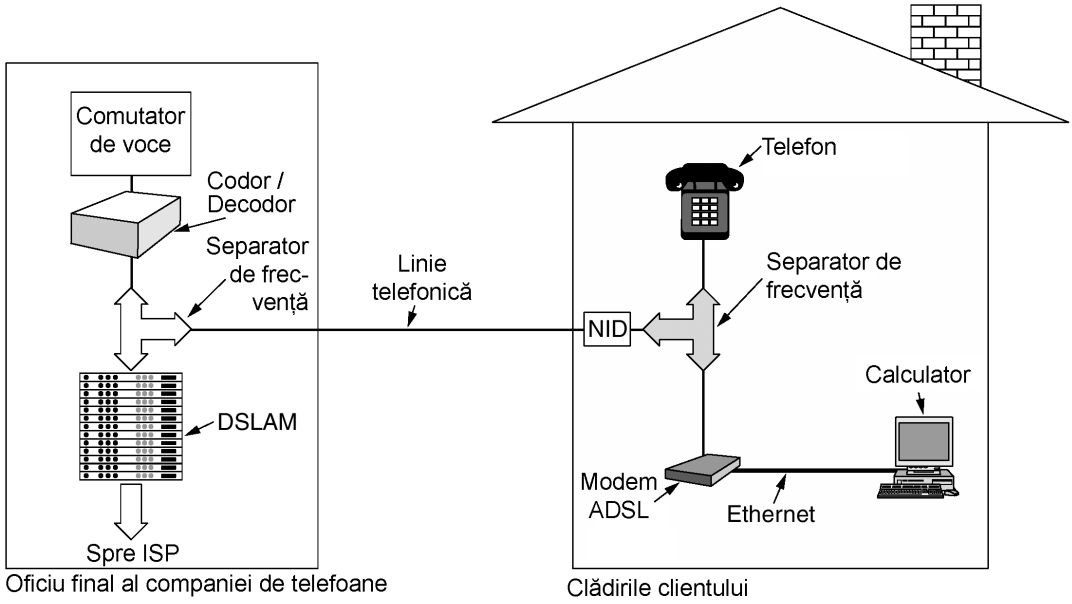


Fig. 2-29. O configurație tipică pentru echipamente ADSL.

O schema tipică ADSL este ilustrata în fig. 2-29. În aceasta schemă, un tehnician al companiei de telefoane trebuie să instaleze un **NID** (**Network Interface Device**, rom: dispozitiv de interfațare rețea) la cererea utilizatorului. Această cutie mică de plastic marchează sfârșitul proprietății companiei de telefoane și începutul proprietății clientului. Aproape de NID (sau uneori combinat cu acesta) se află un **separator** (eng. splitter), un filtru analogic care separă din fluxul de date banda de 0-4000 Hz, folosită de POTS. Semnalul POTS este dirijat la telefonul sau faxul existent, iar semnalul de date este dirijat către modemul ADSL. Modemul ADSL este de fapt un procesor de semnal digital configurat să funcționeze ca 250 de modemuri QAM care operează în paralel la diferite frecvențe. Cum majoritatea modemurilor ADSL sunt externe, calculatorul trebuie sa fie conectat cu ele la o viteza mare. De obicei, aceasta se face punând o placă Ethernet în calculator și operând o rețea Ethernet foarte mică, de două noduri, conținând doar calculatorul și modemul ADSL.

Uneori este folosit portul USB în loc de Ethernet. Pe viitor vor fi disponibile, fără îndoială, plăci interne de modem ADSL.

La celălalt capăt al firului, pe partea oficiului final, este instalat un separator de frecvențe similar. Aici este filtrată partea de voce a semnalului și este trimisă către un comutator de voce normal.

Semnalul de peste 26 KHz este rutat către un nou tip de dispozitiv numit **DSLAM** (**Digital Subscriber Line Access Multiplexer**, rom: multiplexor pentru acces la linie digitală pentru abonat), care conține același tip de procesor de semnal digital ca și modemul ADSL. Odată ce semnalul digital recepționat a fost convertit într-un șir de biți, sunt formate pachete și acestea sunt trimise ISP-ului.

Această separare completă între sistemul de voce și ADSL simplifică furnizarea serviciilor ADSL de către companiile telefonice. Nu este nevoie decât de cumpărarea unui DSLAM și a unui separator, urmată de atașarea abonaților ADSL la separator. Alte servicii de lățime mare de bandă (de exemplu ISDN) necesită schimbări mult mai mari la nivelul echipamentelor de comutare deja existente.

Un dezavantaj al soluției din figura2-29 este prezența NID-ului și a separatorului în locuința clientului. Instalarea acestora se poate face doar de către un tehnician al companiei de telefonie, fiind nevoie de o intervenție specială scumpă (adică de trimiterea unui tehnician la locuința clientului). Prin urmare, s-a standardizat o variantă alternativă fără separator. Neoficial este numit G.lite dar numărul de standard ITU este G.992.2. Este același ca în fig. 2-29, dar fără separator. Linia telefonică existentă este folosită fără nici o modificare. Singura diferență este că microfiltrul trebuie să fie introdus în fiecare mufă de telefon dintre telefon sau modem ADSL și fir. Microfiltrul pentru telefon este un filtru-trece-jos care elimină frecvențele mai mari de 3400 Hz; microfiltrul pentru ADSL este un filtru-trece-sus care elimină frecvențele sub 26 KHz. Oricum, acest sistem nu este la fel de fiabil ca și cel cu separator, deci G.lite poate fi folosit doar până la 1,5 Mbps (față de cei 8 Mbps de la ADSL cu separator). G.lite are nevoie oricum de separator la oficiul terminal, dar instalarea nu mai necesită mii de drumuri pentru intervenții la clienți.

ADSL e doar un standard pentru nivelul fizic. Ceea ce rulează la nivelurile superioare depinde de distribuitorul de Internet. Deseori, acesta alege ATM datorită posibilității ATM-ului de a satisface calitatea serviciului și datorită faptului că multe companii telefonice conțin ATM la baza rețelei.

Bucle locale fără fir

Din 1996 în SUA și ceva mai târziu în alte țări, companiile care doreau să intre în competiție cu puternicele companii locale de telefonie (fostele monopoluri), numite **ILEC** (**Incumbent LEC**, rom: LEC-uri de facto), sunt libere să o facă. Cei mai probabili candidați sunt companiile de telefoane pe distanță lungă (IXC-urile). Orice IXC care dorea să intre în telefonia locală trebuia să îndeplinească unele condiții. În primul rând, trebuie să cumpere sau să închirieze o clădire pentru primul oficiu terminal dintr-un oraș. În al doilea rând, trebuie să pună comutatoare de telefoane și alte echipamente în oficiul terminal, dispozitive care sunt puse în vânzare de diverși producători. În al treilea rând, trebuie tras un cablu cu fibră optică între oficiul terminal și cel mai apropiat oficiu, pentru ca noii consumatori să aibă acces la rețeaua națională. În al patrulea rând, trebuie să racoleze clienți, de obicei prin reclamă care anunță prețuri mai mici și servicii mai bune decât cele ale ILEC.

De aici începea parte grea. Să presupunem că apar câțiva clienți. Cum are de gând noua companie de telefoane locală, numită **CLEC** (**Competitive LEC**, rom: LEC competitivă) să conecteze telefoanele clienților la oficiul final proaspăt deschis? Obținerea drepturilor necesare și întinderea firelor sau a fibrei sunt acțiuni foarte costisitoare. Mute CLEC-uri au descoperit o alternativă la bucla tradițională de cablu torsadat: **WLL-ul** (**Wireless Local Loop**, rom: bucla locală fără fir).

Într-un anumit fel, un telefon fix care folosește o buclă locală fără fir seamănă cu un telefon mobil, dar sunt trei diferențe importante. Prima: clienții din bucla locală fără fir doresc deseori Internet de mare viteză, la viteze care să egaleze ADSL-ul. A doua: noul client nu are probabil nimic împotrivă ca un tehnician al CLEC să instaleze o antenă mare pe acoperișul său, direcționată către oficiul CLEC. A treia: utilizatorul nu se mută, eliminând toate problemele de mobilitate și timpii morți datorați celulelor despre care vom vorbi mai târziu în acest capitol. Și astfel se naște o nouă industrie: **fixă fără fir (fixed wireless)** (telefonie locală și servicii Internet oferite de CLEC pe o buclă locală fără fir).

Deși WLL și-a început activitatea semnificativă în 1998, trebuie să ne întoarcem în 1969 pentru a-i vedea originile. În acel an, FCC a alocat două canale TV (de 6MHz fiecare) pentru televiziunea educativă la 2,1GHz. În anii ce au urmat, au mai fost adăugate 31 de canale la 2,5GHz, cu un total de 198 MHz.

Televiziunea educativă nu a prins, iar în 1998 FCC a retras frecvențele și le-a alocat radioului bidirecțional. Au fost imediat acaparate de buclele locale fără fir. La aceste frecvențe, microundele au 10-12 cm. Au un domeniu de 50 km și penetrează vegetația și ploaia destul de bine. Cei 198 MHz noi din spectru au fot puși în uz pentru buclele locale fără fir ca un serviciu numit **MMDS** (**Multichannel Multipoint Distribution Service**, rom: serviciu de distribuție multicanal multipunct). MMDS poate fi privit ca un MAN (Rețea de acoperire Metropolitană), la fel ca și varul său LMDS (discutat mai jos).

Marele avantaj al acestui serviciu este că tehnologia este bine stabilită și echipamentele sunt disponibile. Dezavantajul este că lățimea de bandă disponibilă este modestă și trebuie folosită în comun de mulți utilizatori dintr-o arie geografică desul de mare.

Lățimea mică de bandă a MMDS a făcut din undele milimetrice o alternativă interesantă. La 28-31 GHz în SUA și 40 GHz în Europa nu se alocau frecvențe deoarece este dificil să construiești circuite integrate cu siliciu atât de rapide. Problema a fost rezolvată de inventarea circuitelor integrate cu galiu și arseniu, deschizându-se astfel banda milimetrică pentru radio-comunicații. FCC a răspuns cererii alocând 1,3 GHz unei noi bucle locale fără fir numită **LMDS** (**Local Multipoint Distribution Service**, rom: serviciu local de distribuție multipunct). Această alocare este cea mai mare alocare de lățime de bandă pe care a făcut-o FCC vreodată. O lățime similară este alocată și în Europa, dar la 40 GHz.

Modul de operare al LMDS este prezentat în fig. 2-30. În figură este prezentat un turn cu mai multe antene, fiecare fiind îndreptată într-o altă direcție. Cum razele milimetrice sunt foarte bine direcționate, fiecare antenă definește un sector, independent de celelalte. La această frecvență, raza de acțiune este de 2-5 km, ceea ce înseamnă că e nevoie de multe turnuri pentru a acoperi un oraș întreg.

Ca și ADSL, LMDS folosește o alocare de lățime de bandă asimetrică, favorizând canalul de recepție. Cu tehnologia curentă, fiecare sector poate avea 36 Gbps pentru recepție și 1 Mbps pentru transmisie, bandă folosită în comun de toți utilizatorii sectorului. Dacă fiecare utilizator activ descarcă trei pagini de 5 KB pe minut, utilizatorul ocupa in medie 200bps din spectru, ceea ce permite maxim 18000 de utilizatori activi pe sector. Totuși, pentru a se menține întârzierile la un nivel rezonabil, ar trebui să nu fie mai mult de 9.000 de utilizatori. Cu patru sectoare, ca în fig. 2-30, poate fi deservită o populație activă de 36.000 de locuitori. Presupunând ca unul din trei utilizatori este conectat în momentele de vârf, un singur turn cu patru antene poate deservi 100.000 de oameni într-o rază de 5 km față de turn. Aceste calcule au fost făcute de multe CLEC-uri, dintre care unele au ajuns la concluzia că făcând o investiție modestă în turnuri pentru unde milimetrice pot oferi utilizatorilor viteze comparabile cu cablul TV la un preț mai mic.

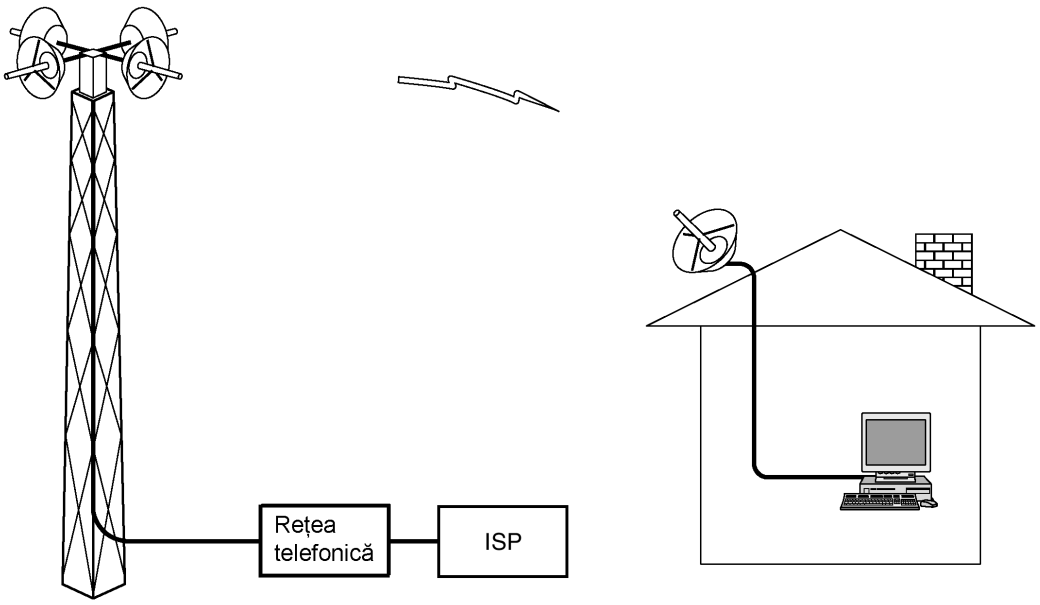


Fig. 2-30. Arhitectura unui sistem LMDS.

LMDS are totuși câteva probleme. Pentru început, undele milimetrice se propagă în linie dreaptă, deci trebuie să existe vizibilitate între antena de pe acoperiș și turn. O alta este că frunzele absorb aceste unde destul de bine, deci turnul trebuie să fie suficient de înalt pentru ca drumul până la antenă să treacă pe deasupra copacilor. Iar ceea ce pare un drum liber în decembrie s-ar putea să nu mai fie în iulie, când copacii sunt plini de frunze. Ploaia absoarbe și ea aceste unde. Totuși, erorile introduse de ploaie pot fi compensate cu un cod corector de erori sau prin mărirea puterii atunci când plouă. Oricum, serviciul LMDS e mult mai probabil să fie introdus mai întâi în ținuturile uscate, să zicem în Arizona, decât în Seattle.

Buclele locale fără fir nu au șanse să prindă dacă nu există standarde, pentru a încuraja vânzătorii de echipamente să producă și să asigure clienții că pot schimba CLEC-ul fără să fie nevoie să cumpere un alt echipament. Pentru a asigura acest standard, IEEE a întrunit un comitet numit 802.16 pentru a stabili standardul pentru LMDS. Standardul 802.16 a fost publicat în aprilie 2002. IEEE numește 802.16 **MAN fără fir** (**wireless MAN**). IEEE 802.16 a fost proiectat pentru telefonia digitală, acces la Internet, conectarea a două LAN-uri îndepărtate, emisie radio și TV, precum și pentru alte utilizări. Îl vom studia mai în detaliu în cap. 4.

2.5.4 Trunchiuri și multiplexare

Economiile rezultate din scalabilitate joacă un rol important în sistemul telefonic. Instalarea și întreținerea unor trunchiuri de bandă largă între două oficii de comutare costă cam tot atât cât instalarea și întreținerea unui trunchi de bandă joasă (costul provine de la săparea șanțului, nu de la firul de cupru sau de la fibra optică). În consecință, companiile telefonice au dezvoltat metode sofisticate pentru multiplexarea mai multor convorbiri pe aceeași magistrală fizică. Aceste metode de multiplexare se pot împărți în două categorii principale: **FDM** (**Frequency Division Multiplexing**, rom: multiplexare cu

divizare în frecvență) și **TDM** (**Time Division Multiplexing**, rom: multiplexare cu divizare în timp). La FDM, spectrul de frecvență este împărțit în mai multe canale logice, fiecare utilizator având drepturi exclusive asupra unei anumite benzi de frecvență. La TDM, utilizatorii își așteaptă rândul (în mod repetat, circular), fiecare utilizator obținând întreaga bandă de frecvență pentru o scurtă perioadă.

Difuzarea radio AM ilustrează ambele metode de multiplexare. Spectrul alocat este de aproape 1MHz, aproximativ între 500 și 1500 de KHz. Pentru diferite canale logice (stații) sunt alocate frecvențe diferite. Fiecare canal logic operează într-un anumit domeniu al spectrului, distanțele între canale fiind destul de mari pentru a preveni interferența. Acest sistem este un exemplu de multiplexare prin divizarea frecvenței. În plus (în unele țări), stațiile individuale au două subcanale logice: muzică și publicitate. Acestea două alternează în timp pe aceeași frecvență, la început muzică și după un timp o secvență de reclame, apoi din nou muzică și așa mai departe. Această situație se numește multiplexare prin divizare în timp.

În continuare, vom studia multiplexarea prin divizarea în frecvență. După aceea vom analiza cum se poate aplica FDM fibrelor optice (multiplexare prin divizarea lungimii de undă). Apoi ne vom întoarce la TDM, iar în final vom studia un sistem TDM avansat folosit în fibrele optice (SONET).

Multiplexarea prin divizarea în frecvență

Fig. 2-31 ne prezintă cum sunt multiplexate trei canale de bandă vocală folosind FDM. Filtrele limitează lărgimea de bandă folosită la 3100 de Hz pe canal de bandă vocală. Atunci când sunt multiplexate împreună mai multe canale, fiecărui canal îi sunt alocați 4000 de Hz, astfel încât canalele să fie bine separate. Mai întâi, canalele de voce sunt deplasate în frecvență, fiecare cu o valoare diferită. Apoi ele pot fi combinate, deoarece nu există două canale care să ocupe aceeași zonă a spectrului. Este de remarcat că, deși există spații (spații de gardă) între canale, poate să apară o suprapunere între canalele adiacente, deoarece filtrele nu au marginile abrupte. Această suprapunere înseamnă că un semnal puternic la capătul unui canal va fi simțit în canalul adiacent ca un zgomot non-termic.

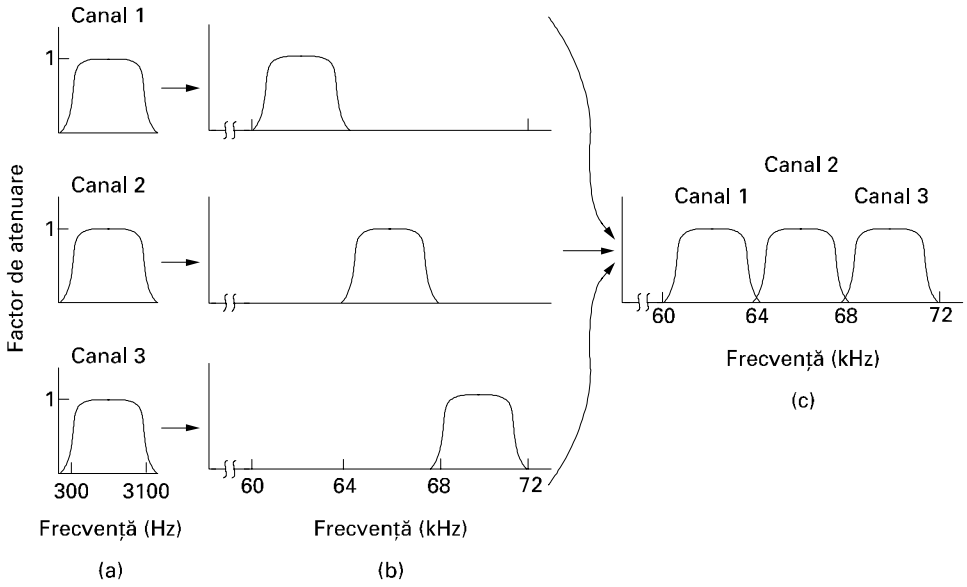


Fig. 2-31. Mutliplexarea prin divizare în frecvență. (a) Banda de frecvență inițială. (b) Banda deplasată în frecvență. (c) Canalul multiplexat.

Schemele FDM folosite pe glob sunt, până la un anumit nivel, standardizate. Un standard foarte folosit este dat de 12 canale vocale a 4000 Hz multiplexate în banda de 60 până la 108 KHz. Această unitate este numită **grup**. Banda 12 - 60 KHz este uneori folosită de un alt grup. Multe companii oferă clienților un serviciu de linie închiriată de 48 până la 56 Kbps, bazat pe un grup. Cinci grupuri (60 de canale vocale) formează un **super-grup**. Următoarea unitate este un **master-grup**, care este format din cinci super-grupuri (în standardul CCITT) sau zece super-grupuri (sistemul Bell). Există și alte standarde, care cuprind până la 230.000 canale vocale.

Multiplexarea prin divizarea lungimii de undă

Pentru canalele de fibră optică se utilizează o alternativă a multiplexării prin divizarea în frecvență. Aceasta se numește **WDM (Wavelength Division Multiplexing**, rom: multiplexarea prin divizarea lungimii de undă). Principiul de bază pentru WDM pe fibre este prezentat în fig. 2-32. Aici se întâlnesc patru fibre la nivelul unui combinator optic, fiecare cu energia și lungimea de undă proprie. Cele patru raze sunt combinate într-o singură fibră comună pentru a fi transmise către o destinație depărtată. La destinație, raza este despărțită în atâtea fibre câte au fost inițial. Fiecare fibră de la destinație conține un mic filtru special construit, care filtrează toate lungimile de undă mai puțin una. Semnalele rezultate pot fi rutate către destinație sau recombinate în diferite feluri pentru transmisii multiplexate ulterioare.

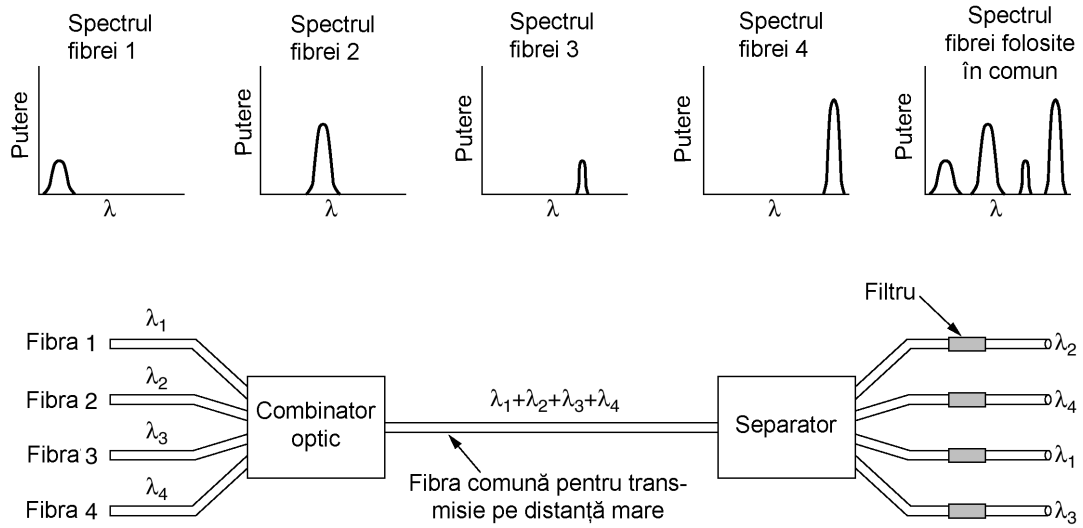


Fig. 2-32. Multiplexarea prin divizarea lungimii de undă

Aici nu este de fapt nimic nou. Este tot multiplexare prin divizarea în frecvență, aplicată la frecvențe foarte mari. Atâta timp cât fiecare canal are propriul domeniu de frecvență (lungime de undă) și toate aceste domenii sunt disjuncte, ele pot fi multiplexate împreună pe o fibră de distanță mare. Singura diferență față de FDM prezentat anterior este aceea că sistemul optic, folosind o rețea de difracție, este total pasiv și, de aceea, foarte sigur.

Tehnologia WDM a progresat extrem de rapid, umbrind chiar și tehnologia calculatoarelor. WDM a fost inventată în jurul anului 1990. Primul sistem comercial avea opt canale, fiecare de 2,5 Gbps. În 1998 existau deja pe piață sisteme cu 40 de canale de 2,5 Gbps fiecare. În 2001, existau pro-

produse cu 96 de canale de 10 Gbps fiecare, deci un total de 960 Gbps. Această lățime de bandă este suficientă pentru a transmite filme întregi într-o secundă (format MPEG-2). În laboratoare se lucrează deja la sisteme cu 200 de canale. Atunci când numărul de canale este foarte mare și lungimile de undă sunt foarte apropiate, de exemplu la 0,1 nm, sistemul mai este numit și **DWDM (Dense WDM**, rom: WDM densă).

Este de remarcat că WDM este foarte populară datorită faptului că energia pe o singură fibră este, de obicei, cuprinsă într-o bandă de numai câțiva gigaherți, deoarece în acest moment este imposibilă conversia mai rapidă de la mediul electric la cel optic. Prin folosirea în paralel a mai multor canale, de lungimi de undă diferite, lățimea de bandă crește liniar cu numărul de canale. Din moment ce banda de frecvență a unei singure fibre este de aproximativ 25.000 GHz (vezi fig. 2-6), există posibilitatea de a se ajunge la 2500 de canale de 10Gbps fiecare, chiar și la o rată de 1 bit/Hz (fiind posibile de asemenea și rate mai mari).

O altă direcție de dezvoltare o reprezintă toate amplificatoarele optice. Înainte vreme, la fiecare 100km era obligatorie separarea tuturor canalelor și conversia fiecărui semnal optic într-un semnal electric; fiecare semnal era amplificat separat înainte de a se face conversia inversă, din semnal electric în semnal optic, urmată de recombinarea semnalelor optice. În prezent, toate amplificatoarele optice pot regenera întregul semnal odată la 1000km fără a fi nevoie de conversii multiple între semnalele electrice și optice.

În exemplul din fig. 2-32, avem un sistem cu lungimi de undă fixe. Unii biți din fibra de intrare 1 trec în fibra de ieșire 3, biți din fibra de intrare 2 trec în fibra de ieșire 1 etc. Oricum, este posibil să construim și sisteme WDM comutate. În cazul unui astfel de dispozitiv, filtrele de ieșire sunt reglabile folosind interferometre Fabry-Perot sau Mach-Zender. Pentru informații suplimentare despre WDM și aplicațiile sale în comutarea pachetelor în Internet vezi (Elmirghani și Mouftah, 2000; Hunter și Andonovic, 2000; Listani și alții, 2001)

Multiplexarea prin divizarea în timp

Tehnologia WDM este minunată, dar există încă multe fire din cupru în rețeaua telefonică, deci să revenim un timp la discuțiile referitoare la acestea. Cu toate că FDM este folosită încă pe firele de cupru sau pe canalele de microunde, ea necesită circuite analogice și nu poate fi realizată de un calculator. Dimpotrivă, TDM-ul poate fi în întregime tratat de electronica digitală, devenind mult mai răspândit în ultimii ani. Din păcate, TDM-ul poate fi folosit numai pentru date digitale. Deoarece buclele locale produc semnale analogice, este necesară o conversie analogic – digital în oficiul final, unde toate buclele locale individuale se întâlnesc pentru a forma o magistrală.

Vom arunca acum o privire asupra modului în care mai multe semnale vocale analogice sunt digitizate și sunt reunite pentru a forma o singură magistrală digitală. Datele trimise de un calculator prin modem sunt tot analogice, deci următoarea descriere se aplică și pentru acestea. Semnalele analogice sunt digitizate în oficiul final de un echipament numit **codec** (codificator/decodificator), operație care are ca rezultat o serie de numere de 8 biți. Codec-ul realizează 8000 de eșantioane pe secundă (125 μsec/eșantion), deoarece teorema lui Nyquist spune că aceasta rată este suficientă pentru a capta toată informația de pe canalul telefonic de 4 KHz. La o rată mai mică de eșantionare, o parte din informație ar putea fi pierdută; la o rată mai mare, nu se furnizează nici un fel de informație suplimentară. Această tehnică se numește **PCM** (**Pulse Code Modulation**, rom: modularea în cod de impulsuri). PCM constituie nucleul sistemelor telefonice moderne. Ca o consecință, practic toate intervalele de timp dintr-un sistem telefonic sunt multipli de 125 μsec.

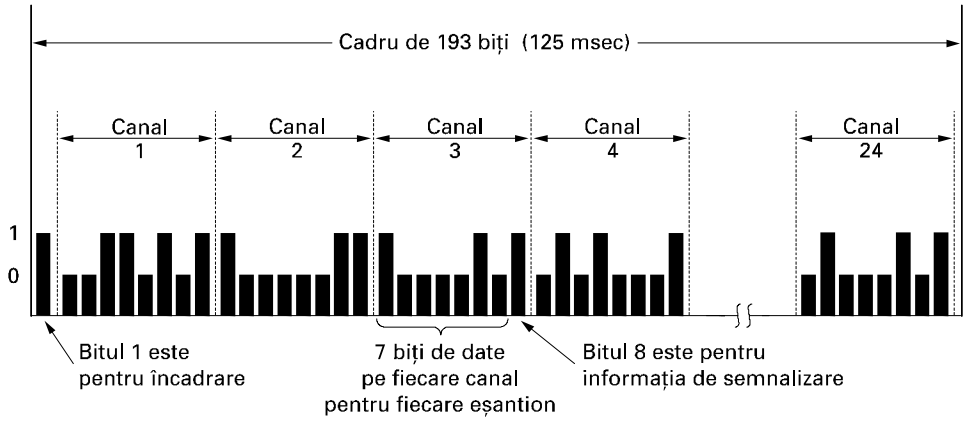


Fig. 2-33. Purtătoarea T1 (1.544 Mbps).

Când transmisia digitală a început să devină o tehnologie accesibilă, CCITT nu a fost capabil să ajungă la o soluție cu privire la un standard pentru PCM. În consecință, acum există o varietate de scheme incompatibile, folosite în diverse țări din întreaga lume.

O metodă răspândită în America de Nord și Japonia o reprezintă purtătoarea **T1**, prezentată în fig. 2-33. (Din punct de vedere tehnic, formatul se numește DS1 iar purtătoarea se numește T1, dar noi nu vom face această deosebire subtilă aici). Purtătoarea T1 constă din 24 de canale vocale multiplexate împreună. De obicei, cele 24 de semnale analogice sunt eșantionate pe rând, iar fluxul analogic rezultat este trecut prin codec, în loc să se utilizeze 24 de codec-uri separate a căror semnale de ieșire să compună ieșirea digitală. Fiecare canal din cele 24 va introduce 8 biți în secvența de la ieșire. Șapte biți reprezintă date, iar unul este de control, rezultând 7x8000 = 56.000 bps de date și 1x8000 = 8.000 bps de informație de semnalizare pe fiecare canal.

Un cadru constă din 24x8 = 192 biți, plus un bit suplimentar pentru încadrare, rezultând 193 de biți la fiecare 125 μsec. De aici rezultă o viteză de transfer a datelor de 1.544 Mbps. Bitul 193 este folosit pentru sincronizarea cadrelor, și urmează un model de forma 0101010101... . În mod normal, receptorul verifică în continuu acest bit, pentru a fi sigur că nu a pierdut sincronizarea. Dacă într-adevăr a pierdut tactul, receptorul poate căuta după acest șablon pentru a se resincroniza. Clienții analogici nu pot genera un semnal conform cu acest șablon, deoarece el corespunde unei unde sinusoidale la 4000 Hz, care ar fi eliminată prin filtrare. Clienții digitali pot, desigur, să genereze un semnal care să respecte acest șablon, dar șansele apariției lui sunt mici atunci când un cadru este pierdut. Atunci când un sistem T1 este folosit integral pentru date, doar 23 de canale sunt folosite pentru date. Canalul 24 este folosit pentru un șablon de sincronizare special, care permite reluarea mai rapidă a funcționării în cazul în care un cadru este pierdut.

În cele din urmă, când CCITT a ajuns la o înțelegere, a considerat că a folosi 8000 bps de informație de semnalizare este o exagerare, așa că standardul de 1.544 Mbps se bazează pe date de 8 biți în loc de 7 biți; aceasta înseamnă că semnalul analogic este codificat folosind 256 de niveluri discrete în loc de 128. Există două situații, incompatibile. În **semnalizarea prin canal comun** (**common-channel signaling**), bitul suplimentar (care este atașat mai degrabă în urma, și nu în fața cadrului de 193 de biți) are valorile 1010101010... în cadrele impare și conține informații de semnalizare pentru toate canalele în cadrele pare.

În cealaltă alternativă, **semnalizarea pe canale asociate** (**channel-asssociated signaling**), fiecare canal are propriul său subcanal de semnalizare. Un subcanal privat este constituit prin alocarea unui bit pentru semnalizare (dintre cei 8 biți utili) la fiecare 6 cadre; astfel, 5 din 6 eșantioane sunt de 8 biți lungime, iar ultimul este de doar 7 biți lungime. De asemenea, CCITT a recomandat o purtătoare PCM de 2.048 Mbps numită **E1**. Această purtătoare are 32 de eșantioane de 8 biți, împachetate în cadrul de bază de 125 μsec. Treizeci dintre aceste canale sunt folosite pentru informații, iar celelalte două sunt folosite pentru semnalizare. Fiecare grup de 4 cadre asigură 64 de biți de semnalizare, dintre care jumătate sunt folosiți pentru semnalizarea pe canalul asociat și jumătate pentru sincronizarea cadrelor sau pentru alte operații, în funcție de țările unde sunt utilizate. Purtătoarea E1 de 2.048 Mbps este larg folosită în afara Americii de Nord și a Japoniei.

Odată ce semnalul vocal a fost codificat, este tentant să folosim metode statistice pentru a reduce numărul de biți necesari pentru fiecare canal. Aceste tehnici sunt potrivite nu numai pentru codificarea vorbirii, ci și pentru digitizarea oricărui semnal analogic. Toate metodele de compactare se bazează pe principiul că semnalul se modifică relativ încet în comparație cu frecvența de eșantionare, deci multe dintre informațiile codificate pe 7 sau 8 biți sunt redundante.

Metoda, numită **modulare diferențială în cod de impulsuri** (**differential pulse code modulation**), constă în furnizarea la ieșire nu a amplitudinii digitizate, ci a diferenței dintre valoarea curentă și cea anterioară. Deoarece sunt puțin probabile salturi mai mari de ±16 pe o scală de 128, ar putea fi suficienți 5 biți în loc de 7. Dacă semnalul are salturi prea bruște, logica de codificare poate necesita mai multe perioade de eșantionare pentru „a prinde din urmă” aceste variații. În cazul vorbirii, eroarea introdusă poate fi ignorată.

O variantă a acestei metode de compactare impune ca fiecare valoare eșantionată să difere de precedenta prin +1 sau -1. În aceste condiții, este transmis un singur bit, care indică dacă nivelul curent este superior sau inferior nivelului precedent. Această tehnică, numită **modulare delta**, este ilustrată în fig. 2-34. La fel ca toate tehnicile de compactare care presupun schimbări mici de nivel între eșantioane consecutive, dacă sistemul se schimbă prea brusc, modularea delta poate eșua, așa cum se arată în figură. Când se întâmplă acest lucru, informația se pierde.

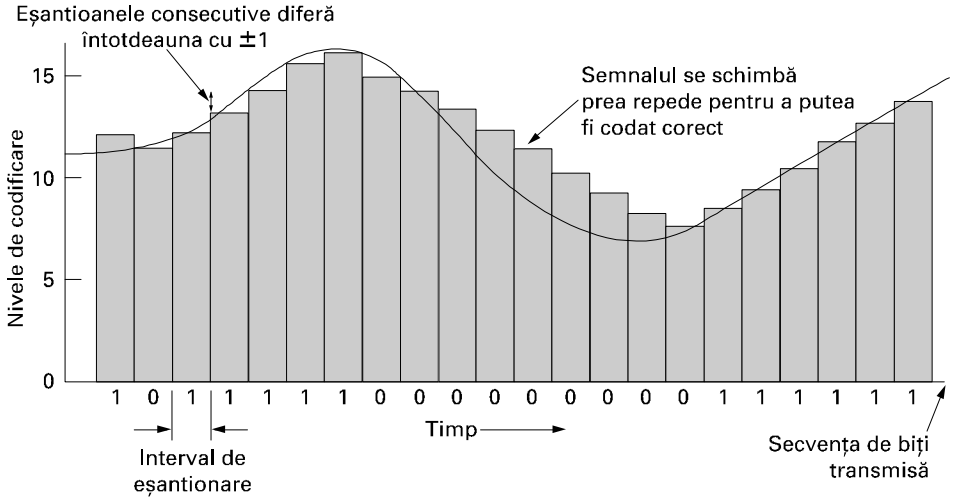


Fig. 2-34. Modularea Delta.

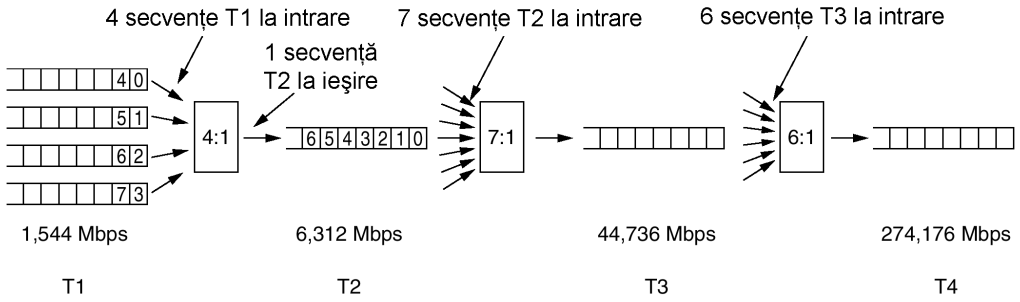


Fig. 2-35. Multiplexarea secvențelor T1 în purtătoare cu capacitate mai mare.

O îmbunătățire pentru PCM diferențial se obține dacă se extrapolează câteva valori precedente pentru a prezice noua valoare și apoi se codifică diferența dintre semnalul actual și cel prevăzut. Desigur, atât transmițătorul cât și receptorul trebuie să folosească același algoritm de predicție. O astfel de schemă se numește **codificare predictivă**. Această tehnică este utilă, pentru că reduce dimensiunea datelor care trebuie codificate și, prin urmare, reduce dimensiunea datelor care trebuie transmise.

Multiplexarea prin divizare în timp permite ca mai multe purtătoare T1 să fie multiplexate împreună în purtătoare de un grad mai înalt. Fig. 2-35 arată cum se poate face acest lucru. În stânga se văd patru canale T1 multiplexate într-un canal T2. Multiplexarea la T2 și peste T2 se face bit cu bit și nu octet cu octet, ca în cazul celor 24 de canale care constituie un cadru T1. Patru secvențe T1 la 1.544 Mbps ar trebui să genereze 6.176 Mbps, dar T2 transmite de fapt la 6.312 Mbps. Biții suplimentari sunt folosiți la încadrare și la recuperare, în cazul în care purtătoarea este pierdută. T1 și T3 sunt folosite pe scară largă de consumatori, în timp ce T2 și T4 sunt folosite numai în cadrul sistemului de telefonie, deci nu sunt foarte cunoscute.

La nivelul următor, șapte T2 sunt combinate pentru a forma o secvență T3. Apoi șase T3 sunt grupate pentru a forma o secvență T4. La fiecare pas, se adăugă, pentru încadrare și recuperare, o mică supraîncărcare în cazul în care sincronizarea dintre transmițător și receptor se pierde.

Așa cum există neînțelegeri privind purtătoarea de bază, între Statele Unite și restul lumii, tot așa există neînțelegeri privitoare la modul în care se face multiplexarea în purtătoarele de bandă mai largă. Ierarhia implementată în S.U.A., care este făcută prin grupuri de 4, 7 și 6 secvențe, nu s-a impus ca un standard, standardul CCITT multiplexând 4 secvențe în una singură la fiecare nivel. De asemenea, încadrarea și recuperarea datelor se fac diferit. Ierarhia CCITT cu 32, 128, 512, 2048 și 8192 de canale funcționează la viteze de 2.048, 8.848, 34.304, 139.264 și 565.148 Mbps.

SONET / SDH

La apariția fibrelor optice, fiecare companie telefonică avea propriul sistem optic TDM. După ce AT&T-ul a fost divizat în 1984, companiile telefonice locale au fost obligate să se conecteze la diverse companii de telecomunicații pe distanțe mari, fiecare companie având sisteme TDM diferite; a devenit astfel evidentă necesitatea unei standardizări. În 1985, Bellcore, divizia de cercetare a RBOC, a început să lucreze la un nou standard, numit **SONET** (**Synchronous Optical NETwork**, rom: rețea optică sincronă). Mai târziu s-a alăturat și CCITT, fapt care s-a materializat în 1989 prin standardul SONET și printr-un set paralel de recomandări CCITT (G.707, G.708 și G.709). Recomandările CCITT sunt numite **SDH** (**Synchronous Digital Hierarchy**, rom: ierarhie digitală sincronă), dar diferă de SONET numai în mică măsură. Practic, aproape tot traficul pe distanțe mari din Statele Unite și

cea mai mare parte a traficului din alte zone folosește acum trunchiuri cu SONET pe nivelul fizic. Pentru informații suplimentare vezi (Bellamy 2000; Goralski, 2000; și Shepard, 2001).

Proiectul SONET a urmărit patru obiective principale. Primul și cel mai important, SONET trebuia să permită conlucrarea mai multor companii de telecomunicații. Pentru atingerea acestui obiectiv a fost necesară definirea unui standard comun de codificare a semnalului care să facă referire la lungimea de undă, la sincronizare, la structura cadrelor etc.

În al doilea rând, erau necesare câteva metode de a unifica sistemele digitale din S.U.A., Europa și Japonia, toate bazându-se pe canale PCM de 64 Kbps, însă combinate diferit și devenind totodată incompatibile între ele.

În al treilea rând, SONET trebuia să permită multiplexarea mai multor canale digitale. Atunci când a fost elaborat SONET, cea mai rapidă purtătoare digitală utilizată efectiv pe scară largă în Statele Unite era T3, la 44.736 Mbps. T4 era definit, dar nu era atât de folosit, iar deasupra vitezei lui T4 nu era definit nimic. O parte a misiunii SONET era să ridice ierarhia la nivel de gigabiți/sec și chiar mai mult. Era de asemenea necesară o modalitate standard de multiplexare a canalelor mai lente într-un canal SONET.

În al patrulea rând, SONET trebuia să asigure suportul de operare, administrare și întreținere (OAM - Operations, Administration, Maintenance). Sistemele precedente nu au realizat acest lucru foarte bine.

O decizie anterioară era să se facă din SONET un sistem TDM tradițional, în care toată banda de frecvență a fibrei optice atribuită unui singur canal să conțină diferite intervale de timp pentru subcanale diferite. Astfel, SONET este un sistem sincron. El este controlat de un ceas principal, cu o eroare de aproximativ 10^{-9}. Biții sunt transmiși pe o linie SONET la intervale extrem de precise, controlate de ceasul principal. Atunci când comutarea celulelor a fost propusă ca bază pentru ATM în bandă largă, faptul că ea permitea sosirea neregulată a celulelor a determinat etichetarea sa ca mod de transfer *asincron* (ATM), pentru a contrasta astfel cu operațiile sincrone ale SONET-ului. Cu SONET, transmițătorul și receptorul sunt legați de un ceas comun; cu ATM nu sunt.

Cadrul de bază SONET este un bloc de 810 octeți, lansat la fiecare 125 μsec. Deoarece SONET este sincron, cadrele sunt emise, chiar dacă nu există date utile de transmis. Rata de 8000 cadre/sec coincide cu viteza de eșantionare a canalelor PCM folosite în sistemele telefonice digitale.

Cadrele SONET de 810 octeți sunt cel mai bine descrise prin matrice cu 90 de coloane și 9 rânduri. Cei 8x810 = 6480 biți ai unui cadru sunt transmiși de 8000 de ori pe secundă, la o viteză de transfer a datelor de 51,84 Mbps. Acesta este canalul de bază SONET și este numit **STS-1** (**Synchronous Transport Signal,** rom: semnal sincron de transport). Toate trunchiurile SONET sunt multiple de STS-1.

Primele trei coloane ale fiecărui cadru sunt rezervate pentru informația de administrare a sistemului, așa cum este prezentat în fig. 2-36. Primele trei rânduri conțin informația suplimentară (eng: overhead) pentru secțiune; următoarele șase conțin informația suplimentară pentru linie. Informația suplimentară pentru secțiune este generată și verificată la începutul și la sfârșitul fiecărei secțiuni, în timp ce informația suplimentară pentru linie este generată și verificată la începutul și la sfârșitul fiecărei linii.

Un transmițător SONET trimite cadre succesive de 810 octeți, fără pauze între ele, chiar și atunci când nu există date de transmis (situație în care trimite cadre fără semnificație). Din punct de vedere al receptorului, informația este doar un șir continuu de biți, deci cum să știe de unde începe un cadru? Răspunsul este că primii doi octeți ai fiecărui cadru conțin un șablon fix pe care receptorul îl caută. Dacă găsește șablonul în același loc la mai multe cadre consecutive, presupune ca s-a sincronizat cu transmițătorul. Teoretic, un utilizator ar putea trimite acest șablon în informația utilă din ca-

dru, dar practic acest lucru nu poate fi realizat din cauza multiplexării mai multor utilizatori în același cadru și din alte motive.

Restul de 87 de coloane conțin 87 x 9 x 8 x 8000 = 50.112 Mbps de date ale utilizatorului. Totuși, datele utilizatorului, numite **SPE** (**Synchronous Payload Envelope**, rom: înveliș pentru informație utilă sincronă) nu încep întotdeauna cu rândul 1, coloana 4. SPE poate începe oriunde în interiorul cadrului. Un pointer către primul octet este conținut în primul rând al informației suplimentare pentru linie. Prima coloană din SPE este informația suplimentară pentru cale (adică un antet pentru protocolul subnivelului de conexiune capăt-la-capăt).

Posibilitatea ca SPE să înceapă oriunde în cadrul SONET și chiar să se întindă pe două cadre, așa cum este prezentat în fig. 2-36, conferă sistemului un grad suplimentar de flexibilitate. De exemplu, dacă la sursă ajung date în timp ce se construiește un cadru SONET gol, aceste date pot fi inserate în cadrul curent în loc să fie reținute până la începutul următorului cadru.

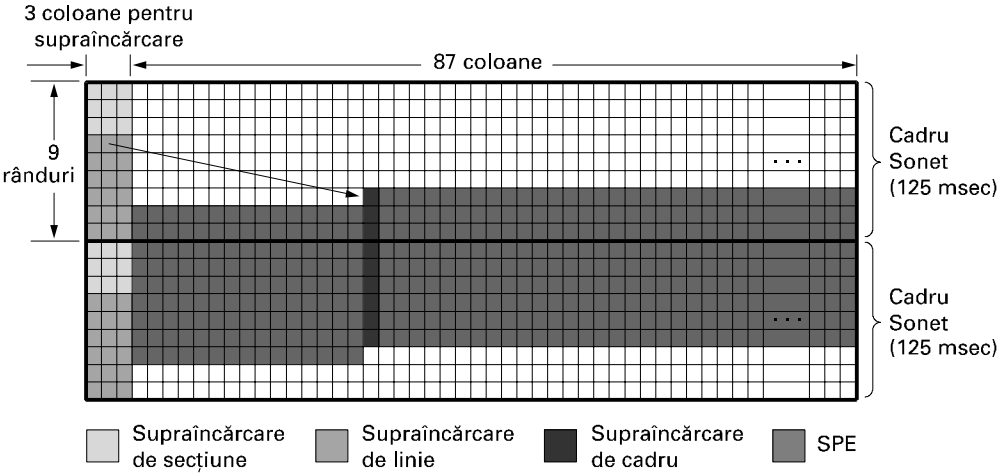


Fig. 2-36. Două cadre SONET succesive.

Ierarhia de multiplexare SONET este prezentată în fig. 2-37. Au fost definite viteze de la STS-1 până la STS-192. Purtătoarea optică pentru STS-*n* este numită OC-*n* și este identică bit cu bit cu STS-*n*, cu excepția unui rearanjări a biților folosită pentru sincronizare. Numele SDH sunt diferite și încep de la OC-3, deoarece sistemele bazate pe standardele CCITT nu au o viteză de transfer apropriată de 51.84 Mbps. Purtătorul OC-9 este prezent, deoarece este apropriat de viteza de transfer a unui trunchi de mare viteză folosit în Japonia. OC-18 și OC-36 sunt folosite în Japonia. La calculul vitezei de transfer a datelor sunt incluse toate informațiile suplimentare. La calculul vitezei de transfer SPE se exclud informațiile suplimentare pentru linie și secțiune. Pentru a determina viteza de transfer a datelor utile este exclusă orice informație suplimentară, fiind luate în considerație numai cele 86 de coloane puse la dispoziție pentru datele utile.

Ca un comentariu suplimentar, rețineți că atunci când o purtătoare, cum este OC-3, nu este multiplexată, dar transportă date de la o singură sursă, se adaugă la notație litera *c* (de la concatenare), astfel că OC-3 indică o purtătoare de 155,52 Mbps care constă din trei purtătoare OC-1 diferite, în timp ce OC-3c indică o secvență de date de la o singură sursă la 155,52 Mbps. Cele trei secvențe OC-1 dintr-o secvență OC-3c sunt întrețesute pe coloane, prima coloană din secvența 1, apoi coloana din secvența 2, apoi coloana 1 din secvența 3, urmată de coloana 2 din secvența 1 și așa mai departe, ceea ce conduce la un cadru de 270 de coloane și 9 rânduri.

SONET		SDH	Rata de date (Mbps)		
Electric	Optic	Optic	Totală	SPE	Client
STS-1	OC-1		51.84	50.112	49.536
STS-3	OC -3	STM-1	155.52	150.336	148.608
STS-9	OC -9	STM-3	466.56	451.008	445.824
STS-12	OC -12	STM-4	622.08	601.344	594.432
STS-18	OC -18	STM-6	933.12	902.016	891.648
STS-24	OC -24	STM-8	1244.16	1202.688	1188.864
STS-36	OC -36	STM-12	1866.24	1804.032	1783.296
STS-48	OC -48	STM-16	2488.32	2405.376	2377.728
STS-192	OC -192	STM-64	9953.28	9621.504	9510.912

Fig. 2-37. Ratele de multiplexare pentru SONET și SDH.

2.5.5 Comutarea

Din punctul de vedere al unui inginer obișnuit specialist în telefonie, sistemul telefonic se împarte în două: domeniul exterior (buclele locale și trunchiurile, deoarece ele sunt în afara oficiilor de comutare) și domeniul interior (comutatoarele). Tocmai am aruncat o privire asupra domeniului exterior. Acum a venit timpul să examinăm domeniul interior.

În sistemul telefonic se utilizează două tehnici de comutare diferite: comutarea de circuite și comutarea de pachete. Vom face în continuare câte o scurtă introducere pentru fiecare dintre cele două tehnici. Apoi vom studia în detaliu comutarea de circuite, acesta fiind modul de funcționare actual al sistemul telefonic. Comutarea de pachete va fi studiată în detaliu în capitolele care urmează.

Comutarea de circuite

Atunci când formezi – tu sau calculatorul tău – un număr de telefon, echipamentele de comutare din sistemul telefonic caută o cale fizică între telefonul tău și telefonul apelat. Această tehnică se cheamă **comutare de circuite** și este prezentată schematic în fig. 2-38(a). Fiecare dintre cele 6 dreptunghiuri reprezintă un oficiu de comutare al companiei de telecomunicații (oficiu final, oficiu de taxare etc.). În acest exemplu, fiecare oficiu are trei linii de intrare și trei linii de ieșire. Atunci când o cerere trece prin oficiu, se stabilește (conceptual) o legătură între linia de pe care a venit cererea și una din liniile de ieșire; aceste legături sunt reprezentate în figură de liniile punctate.

În primele zile ale telefoniei, legătura era făcută de un operator care conecta un cablu în mufele de intrare și de ieșire. De fapt, există și o povestioară simpatică legată de invenția echipamentelor de comutare automată a circuitelor. Aceste echipamente au fost inventate în secolul XIX de un proprietar al unei firme de Pompe Funebre din Missouri, pe nume Almon B. Strowger. Puțin timp după ce telefonul a fost inventat, când cineva a murit, unul dintre supraviețuitori ar fi sunat operatorul orașului și spunând: „Vă rog, faceți-mi legătura cu o firmă de Pompe Funebre”. Din păcate pentru domnul Strowger, existau două firme de Pompe Funebre în oraș, iar proprietarul celeilalte era soțul operatoarei telefonice a orașului. Domnul Strowger și-a dat repede seama că fie va inventa echipamentul telefonic de comutare automată, fie va renunța la afacere. A ales prima opțiune. Timp de 100 de ani, echipamentele de comutare a circuitelor au fost cunoscute în toată lumea drept cutia Strowger. (Istoria nu a consemnat însă dacă operatoarea de comutare, rămasă șomeră, a obținut ulterior un post de operator de informații, răspunzând la întrebări de genul „Care este numărul de telefon al unei firme de Pompe Funebre ?”).

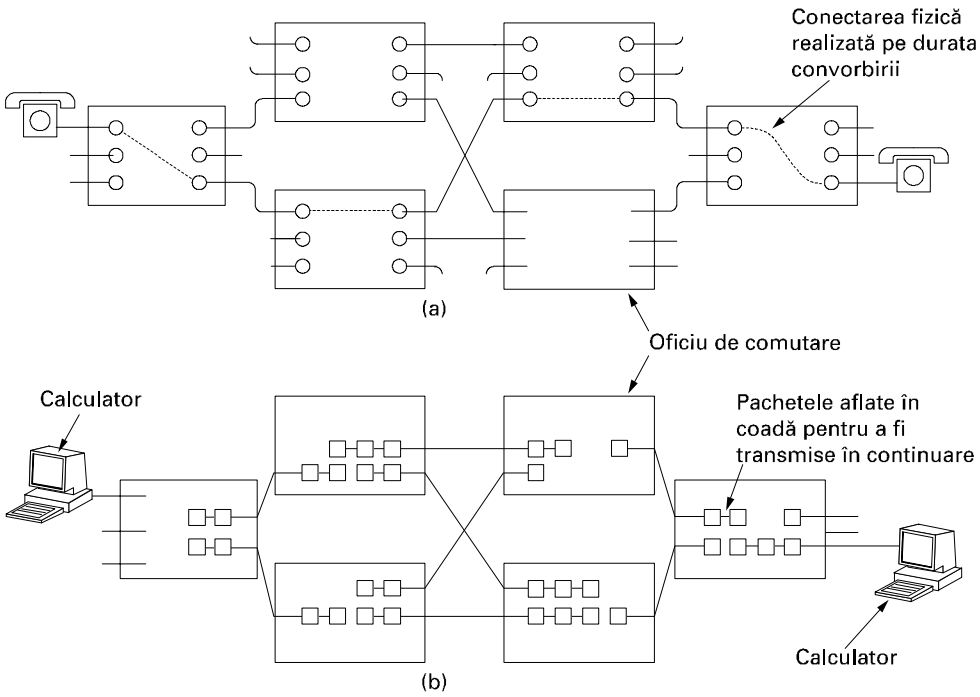


Fig. 2-38. (a) Comutare de circuite. (b) Comutare de pachete

Modelul prezentat în fig. 2-39(a) este, desigur, foarte simplificat, deoarece unele porțiuni din „drumul de cupru" între cele două telefoane pot fi, de fapt, legături prin microunde pe care sunt multiplexate mii de convorbiri. În orice caz, ideea de bază este validă: odată ce apelul a fost stabilit, există o cale dedicată între cele două capete și va continua să existe până când convorbirea se termină.

Alternativa la comutarea circuitelor este comutarea de pachete, descrisă în fig. 2-38(b). În cazul acestei tehnologii, se vor trimite pachete individuale la cerere, fără ca o cale dedicată să fie construită în prealabil. Fiecare pachet trebuie să-și găsească singur drumul către destinație.

O proprietate importantă a comutării de circuite este nevoia de a stabili o cale de la un capăt la celălalt, înainte ca datele să poată fi transmise. Intervalul de timp dintre momentul formării numărului și până când se aude sunând telefonul apelat poate ajunge ușor la 10 sec, chiar mai mult pe distanțe mari sau în cazul convorbirilor internaționale. În acest interval de timp, sistemul telefonic caută un drum prin cupru, după cum e prezentat în fig. 2-39(a). De remarcat că, înainte ca transmisia de date să poată începe, semnalul de apel trebuie să se propage până la destinație. Pentru multe aplicații pe calculator (de ex. verificarea creditului la punctul de vânzare), se dorește evitarea perioadelor lungi de setare.

Ca o consecință a căii rezervate dintre cele două parți care vorbesc, odată ce conexiunea a fost realizată, singura întârziere a datelor este dată de timpul de propagare a semnalului electromagnetic, de aproximativ 5 ms la 1000 Km. Totodată, ca o consecință a prestabilirii traseului, pericolul de congestie dispare – aceasta înseamnă că, odată ce apelul s-a efectuat, nu vei mai primi semnalul „ocupat". Desigur, poți primi semnalul „ocupat" înainte de a stabili legătura, datorită imposibilității de comutare sau a capacității insuficiente a trunchiului.

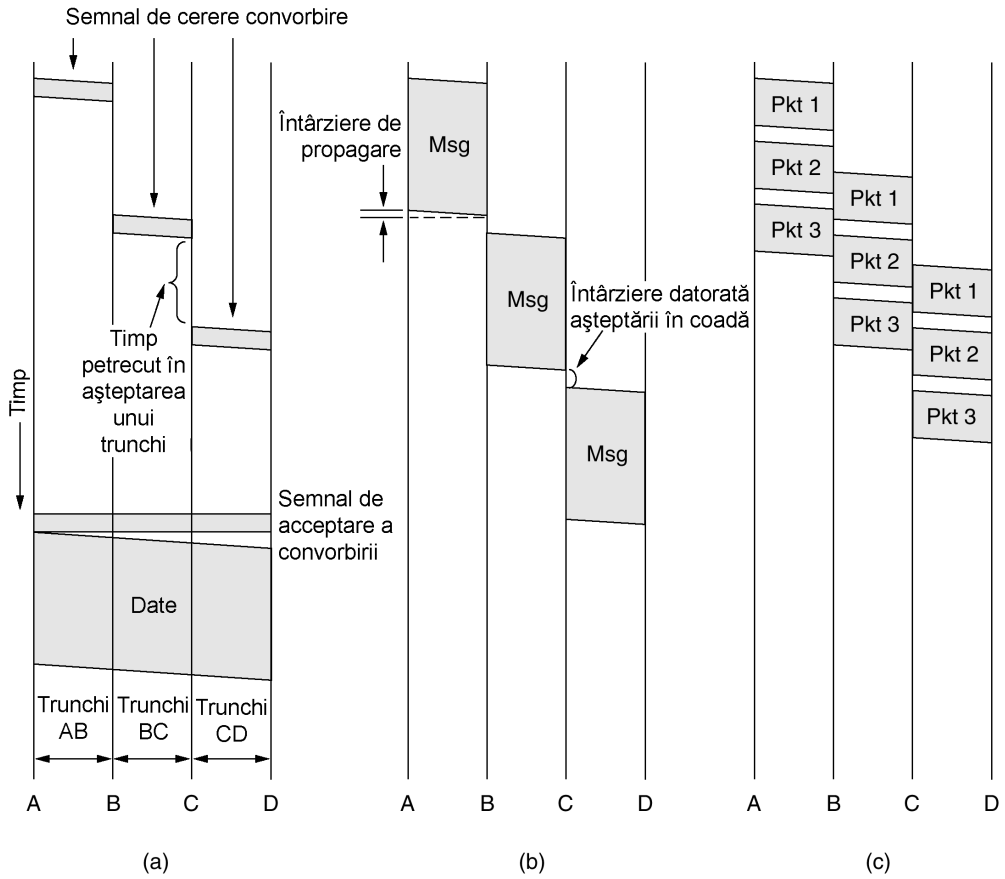


Fig. 2-39. Apariția evenimentelor în (a) comutarea de circuite. (b) comutarea de mesaje. (c) comutarea de pachete

Comutarea de mesaje

O alternativă la strategia de comutare de circuite este **comutarea de mesaje**, prezentată în fig. 2-39(b). Atunci când se utilizează acest tip de comutare, nu se stabilește de la început o cale între apelant și apelat. În schimb, atunci când apelantul are de transmis un bloc de date, acesta este memorat în primul oficiu de comutare (ruter) și este retransmis mai târziu, pas cu pas. Fiecare bloc este recepționat în întregime, verificat pentru a detecta eventualele erori și apoi retransmis. După cum a fost menționat în cap. 1, o rețea care folosește această tehnică se numește rețea **memorează-și-retransmite**.

Primul sistem de telecomunicație electromecanic se baza pe comutarea de mesaje și a fost folosit pentru telegrame. Mesajul era perforat pe o bandă de hârtie la oficiul de transmisie, bandă care era apoi citită și transmisă pe o linie de comunicație către următorul oficiu de pe traseu, unde era perforat pe o altă bandă de hârtie. Un operator de acolo rupea banda de hârtie și o citea pe unul din multele cititoare de bandă hârtie, câte unul pentru fiecare magistrală de ieșire. Un astfel de oficiu de comutare era numit **oficiu de tocare a benzilor** (**torn tape office**). Benzile de hârtie nu mai se folosesc și nici comutarea mesajelor, deci nu vom mai discuta acest subiect în această carte.

Comutarea de pachete

În cazul comutării de mesaje, nu există nici o limită a dimensiunii blocului, ceea ce înseamnă că ruterele (din sistemele moderne) necesită discuri pentru memorarea unor blocuri mari. De asemenea, acest lucru înseamnă că un singur bloc poate ocupa o linie ruter-ruter minute întregi, comutarea de mesaje nefiind utilă pentru traficul interactiv. Pentru a rezolva aceste probleme, a fost inventată **comutarea de pachete**, așa cum a fost descrisă în cap. 1. Rețelele cu comutare de pachete fixează o limită superioară precisă pentru dimensiunea blocului, permițând pachetelor să fie păstrate în memoria principală a ruterului, în loc să fie salvate pe disc. Asigurându-se faptul că nici un utilizator nu va putea monopoliza o linie de transmisie mult timp (milisecunde), rețelele cu comutare de pachete au devenit adecvate pentru traficul interactiv. Un alt avantaj al comutării de pachete față de comutarea de mesaje este prezentat în fig. 2-39(b) și (c): primul pachet al unui mesaj multi-pachet poate fi transmis mai departe înainte ca cel de-al doilea pachet să fie complet recepționat, micșorând întârzierea și îmbunătățind productivitatea. Din aceste motive, rețelele de calculatoare folosesc, de obicei, comutarea de pachete, ocazional, comutarea de circuite, dar niciodată comutarea de mesaje.

Comutarea de circuite și comutarea de pachete diferă în multe privințe. Pentru început, comutarea de circuite necesită construirea unui circuit între transmițător și receptor înainte să înceapă comunicația. Comutarea de pachete nu are nevoie de pregătiri prealabile. Primul pachet poate fi trimis atunci când este disponibil.

Rezultatul unei conexiuni stabilite cu comutare de circuite este rezervarea lărgimii de bandă pe tot traseul de la transmițător la receptor. Toate pachetele urmează această cale. Faptul că toate pachetele urmează aceeași cale înseamnă că nu pot ajunge la destinație în altă ordine decât aceea în care au fost trimise. La comutarea cu pachete nu există o cale, deci pachete diferite pot urma căi diferite, în funcție de condițiile de rețea din momentul în care sunt trimise. Acestea pot ajunge în altă ordine decât cea inițială.

Comutarea cu pachete este mult mai tolerantă la erori decât comutarea cu circuite. De fapt, acesta este motivul pentru care a fost inventată. Dacă un comutator se defectează, toate circuitele care îl folosesc se termină și nu se mai poate face trafic pe acestea. În cazul comutării cu pachete, pachetele pot fi redirecționate astfel încât să poată ocoli comutatoarele defecte.

De asemenea, rezervarea unei căi oferă posibilitatea rezervării de lățime de bandă. Dacă lățimea de bandă e rezervată, atunci când un pachet ajunge la destinație el este transmis imediat mai departe. În cazul comutării de pachete, lățimea de bandă nu este rezervată, și deci pachetele ar putea aștepta până să fie trimise mai departe.

Prin rezervarea lățimii de bandă se asigură că nu poate să apară congestie când sosește un pachet (doar dacă apar mai multe pachete decât sunt așteptate). Pe de altă parte, când se încearcă stabilirea unui circuit, există posibilitatea unui eșec datorat congestiei. Deci, congestia poate interveni la momente diferite în cazul comutării de circuite (la stabilirea circuitului) și în cazul comutării de pachete (la transmisia pachetele).

Dacă un circuit a fost rezervat pentru un anumit utilizator și nu există trafic, lățimea de bandă a circuitului e irosită, și nu poate fi folosită pentru alt trafic. Comutarea de pachete nu irosește lățime de bandă, deci este mai eficientă dintr-o perspectivă de ansamblu. Înțelegerea acestui compromis este crucială pentru înțelegerea diferenței dintre comutarea de circuite și comutarea de pachete. Compromisul este între serviciul garantat cu resurse irosite și serviciul negarantat cu resurse neirosite.

Comutarea de pachete folosește transmisia de tip memorează-și-trimite. Un pachet e salvat în memoria unui ruter, apoi trimis către următorul ruter. În cazul comutării de circuite, biții curg continuu prin fir. În cazul comutării de pachete, transmisia memorează-și-trimite adaugă o întârziere.

O altă diferență este transparența completă a comutării de circuite. Transmițătorul și receptorul pot folosi orice viteză de transfer, orice format sau orice metodă de formare a cadrului. Compania de telecomunicații nu cunoaște aceste lucruri și nici nu este interesată de ele. În cazul comutării de pachete, compania de telecomunicație determină parametrii de bază. O analogie grosieră ar fi o comparație între șosea și calea ferată. În cazul celei dintâi, utilizatorul determină mărimea, viteza și natura vehiculului; în cazul celei de-a doua, acest lucru îl face societatea de cale ferată. Această transparență face posibilă coexistența vocii, a faxurilor și a datelor în sistemul telefonic.

O ultimă diferență între comutarea de circuite și comutarea de pachete se referă la algoritmul de taxare. La comutarea de circuite, acesta a fost bazat de la început pe distanță și timp. De obicei, pentru telefoanele mobile distanța nu contează, excepție făcând convorbirile internaționale, iar timpul are doar un rol minor (de exemplu un abonament cu 2000 de minute gratuite costă mai mult decât unul cu 1000 de minute gratuite, iar uneori convorbirile în timpul nopții și în weekend sunt mai ieftine decât în mod normal). La comutarea de pachete, timpul de conectare nu contează, dar volumul de trafic da. Pentru utilizatorii simpli, distribuitorii de Internet taxează o anumită sumă lunar pentru că e mai puțin de lucru pentru ei și mai ușor de înțeles de către clienți, dar rețelele de infrastructură taxează rețelele regionale pe baza volumului de trafic. Diferențele sunt prezentate în fig. 2-40.

Criteriu	Comutarea de circuite	Comutarea de pachete
Realizarea conectării	Necesară	Nu e necesară
Cale fizică dedicată	Da	Nu
Fiecare pachet urmează aceiași cale	Da	Nu
Pachetele ajung în ordine	Da	Nu
Defectarea unui comutator e fatală	Da	Nu
Banda de frecvență disponibilă	Fixă	Dinamică
Când poate să apară congestia	La momentul setării	La fiecare pachet
Banda de frecvență eventual risipită	Da	Nu
Transmisia memorează și transmite	Nu	Da
Transparență	Da	Nu
Taxarea	Pe minut	Pe pachet

Fig. 2-40. Comparație între rețelele cu comutare de circuite și cu comutare de pachete.

Datorită faptului că atât comutarea de circuite cât și comutarea de pachete sunt foarte importante, vom reveni la ele în curând și vom prezenta în detaliu diversele tehnologii folosite.

2.6 SISTEMUL DE TELEFONIE MOBILĂ

Sistemul tradițional de telefonie (chiar dacă uneori înseamnă fibră optică multi-megabit), nu va putea satisface un grup tot mai mare de utilizatori: oamenii în mișcare. Oamenii se așteaptă să efectueze convorbiri telefonice din avion, din mașină, din piscină sau în timp ce aleargă prin parc. Nu mai departe de câțiva ani se vor aștepta să trimită e-mail-uri și să navigheze pe Internet din toate aceste locuri și din altele. Prin urmare, există un interes extrem de mare în telefonia fără fir. În următoarele paragrafe vom studia în detaliu acest subiect.

Telefoanele fără fir există în două variante de bază: telefoanele fără fir și telefoanele mobile (uneori numite și **celulare**). **Telefoanele fără fir** sunt dispozitive constând dintr-o stație bază și un

receptor, vândute ca set pentru uzul casnic. Aceste dispozitive nu sunt folosite pentru rețele, deci nu le vom mai prezenta în continuare. În schimb ne vom concentra asupra telefoanelor mobile, care sunt folosite pentru comunicația de date și voce pe arii mari.

Telefoanele mobile sunt împărțite în trei generații, fiecare cu o tehnologie diferită:

1. Voce analogic.
2. Voce digital.
3. Voce și date (Internet, e-mail, etc.) digital.

Deși mare parte a discuției se va referi la tehnologia acestor sisteme, e interesant de văzut în ce fel politica și micile decizii de marketing pot avea un impact uriaș. Primul sistem mobil din SUA a fost inventat de AT&T și extins la nivelul întregii țări de FCC. Drept urmare, pe tot teritoriul SUA era un singur sistem (analogic), iar un telefon cumpărat în California funcționa și în New York. În contrast, când telefonia mobilă a ajuns în Europa, fiecare țară și-a inventat propriul sistem, rezultatul fiind un fiasco.

Europa a învățat din propriile greșeli și când s-a pus problema digitizării, guvernele s-au întâlnit și au standardizat un singur sistem (GSM), așa încât orice telefon mobil european să poată funcționa oriunde în Europa. Până atunci, SUA hotărâse că guvernul nu ar trebui să intervină în procesul de standardizare, deci a lăsat digitizarea pe mâna pieței. Această decizie a dus la telefoane diferite, fabricate de producători diferiți. Drept urmare, SUA are două sisteme digitale mari incompatibile (plus încă unul mai mic).

În ciuda unui avans inițial în SUA, deținerea și folosirea unui telefon mobil în Europa este mult mai mare ca în SUA. Crearea unui singur sistem pentru toată Europa este unul din motive, dar mai sunt și altele. Un al doilea domeniu unde Europa și SUA se diferențiază este problema atribuirii numerelor de telefon. În SUA, numerele de telefoane mobile sunt amestecate cu cele de telefoane normale (fixe). Deci, este imposibil pentru o persoană care sună , să zicem la (212) 234+5678 să știe dacă e un post telefonic fix (mai ieftin sau gratis) sau un telefon mobil (convorbire scumpă). Pentru a preveni enervarea oamenilor la folosirea telefoanelor, companiile telefonice au decis ca posesorul telefonului mobil să plătească apelurile recepționate. Drept urmare, mulți oameni au ezitat sa-și cumpere un telefon mobil de frică să nu ajungă cu o notă de plată foarte mare doar pentru că au fost sunați. În Europa, telefoanele mobile au un prefix special (analog numerelor cu 800 si 900) deci sunt foarte ușor de recunoscut. Prin urmare, regula că acela care sună plătește se aplică și telefoanelor mobile în Europa (cu excepția convorbirilor internaționale, unde costul este împărțit).

Un al treilea aspect care a avut un impact semnificativ este folosirea telefoanelor preplătite în Europa, (până la 75 % în unele zone). Acestea pot fi cumpărate din multe magazine, cu cât mai puține formalități, nu mai multe decât pentru cumpărarea unui radio. Plătești și pleci. Acestea sunt preîncărcate cu, de exemplu, 20 sau 50 Euro și pot fi reîncărcate (folosind un cod PIN secret) când suma se termină. În consecință, practic fiecare adolescent și mulți dintre copiii mici din Europa au telefoane mobile (de obicei preîncărcate), pentru ca părinții să îi poată găsi, fără să existe pericolul unei note de plată imense pentru telefonul copilului. Dacă telefonia mobilă e folosită doar ocazional, este practic gratuită, din moment ce nu există o taxă lunară sau taxare pentru apelurile recepționate.

2.6.1 Prima generație de telefoane mobile: Voce analogică

Am discutat suficient despre politica și aspectele de marketing ale telefoanelor mobile. Acum să ne uităm la tehnologie, pornind cu primele sisteme. Radiotelefoanele mobile au fost folosite spora-

dic, pentru comunicații maritime și militare, încă din timpul primelor decenii ale secolului XX. În 1946, primul sistem de telefoane pentru automobile a fost pus în funcțiune în St. Louis. Acest sistem folosea un singur emițător amplasat pe o clădire înaltă și avea un singur canal folosit atât pentru emisie cât și pentru recepție. Pentru a vorbi, un utilizator trebuia să apese un buton care activa emițătorul și dezactiva receptorul. Astfel de sisteme, cunoscute sub denumirea de **sisteme cu buton de emisie** au fost instalate în câteva orașe, spre sfârșitul anilor 1950. Radioul CB, taxiurile și mașinile de poliție folosesc deseori această tehnologie.

În 1960 a fost instalat **IMTS** (**Improved Mobile Telephone System**, rom: sistem îmbunătățit de telefonie mobilă). Și acesta folosește un emițător de mare putere (200 W), amplasat pe vârful unui deal, dar utilizează două frecvențe: una pentru emisie și una pentru recepție. Prin urmare, nu mai este nevoie de butonul de emisie. Deoarece toată comunicația dinspre telefoanele mobile se desfășoară pe un canal diferit de cel pe care telefoanele ascultă, utilizatorii telefoanelor mobile nu se mai pot auzi unii pe alții (spre deosebire de sistemul cu buton de emisie folosit la taxiuri).

IMTS suportă 23 de canale distribuite între 150 MHz și 450 MHz. Din cauza numărului mic de canale, utilizatorii trebuie să aștepte deseori perioade lungi de timp până când obțin tonul. De asemenea, datorită puterii mari a emițătorului aflat la înălțime, sistemele adiacente trebuie să se afle la câteva sute de kilometri distanță, pentru a se evita interferența. În concluzie, sistemul a fost impracticabil datorită posibilităților limitate.

Sistemul avansat de telefonie mobilă

Totul s-a schimbat odată cu **AMPS** (**Advanced Mobile Phone System**, rom: sistem avansat de telefonie mobilă), inventat de Bell Labs și instalat pentru prima dată în S.U.A. în 1982. Sistemul a fost folosit și în Anglia, unde purta denumirea TACS și în Japonia, unde se numea MCS-L1. Deși nu mai este la modă, îl vom studia mai în detaliu, deoarece multe din proprietățile sale fundamentale au fost moștenite de succesorul sau digital, D-AMPS, din considerente de compatibilitate.

În toate sistemele de telefonie mobilă, o regiune geografică e împărțită în **celule** și de aceea telefoanele sunt uneori numite telefoane celulare. În AMPS, o celula are de obicei 10 până la 20 km lățime; în sistemele digitale celulele sunt mai mici. Fiecare celulă folosește un set de frecvențe, nefolosit de nici unul dintre vecinii săi. Ideea de bază care conferă sistemelor celulare o capacitate semnificativ mai mare decât a tuturor sistemelor anterioare, constă în folosirea de celule relativ mici și refolosirea frecvențelor de transmisie în celule apropiate (dar nu adiacente). În timp ce într-un sistem IMTS de 100 km lățime poate exista un singur apel pe fiecare frecvență, un sistem AMPS poate avea 100 de celule de 10 km în aceeași regiune și este capabil să suporte 10 până la 15 apeluri pe fiecare frecvență, în celule separate de distanțe mari. Astfel, proiectarea celulară determină creșterea capacității sistemului cu cel puțin un ordin de mărime, cu atât mai mult cu cât celulele devin mai mici. Mai mult, celulele de dimensiuni reduse necesită puteri mici, ceea ce implică folosirea de transmițătoare mai ieftine și de dimensiuni mai mici. Telefoanele de mână emit 0,6W; emițătoarele de pe mașini au de obicei 3 W, valoarea maximă permisă de FCC.

Ideea refolosirii frecvențelor este ilustrată în fig. 2-41(a). În mod normal, celulele sunt aproximativ circulare, dar ele pot fi modelate mai ușor ca hexagoane. În fig. 2-41(a), celulele au toate aceeași dimensiune. Ele sunt grupate împreună în unități de 7 celule. Fiecare literă indică un grup de frecvențe. Trebuie remarcat că pentru fiecare set de frecvențe există o zonă tampon, de lățime aproximativ egală cu dublul mărimii unei celule, în care acea frecvența nu este refolosită, realizând astfel o delimitare mai bună și o interferență scăzută.

O problemă majoră o constituie găsirea locurilor înalte pentru instalarea antenelor stației de bază. Această problemă a determinat pe unii furnizori de servicii de telecomunicații să încheie contracte cu Biserica Romano-catolică pentru că aceasta dispune de un număr substanțial de potențiale locuri înalte pentru antene, toate aflate, în mod convenabil, sub o singură administrație.

Într-o zonă în care numărul de utilizatori s-a mărit atât de mult încât sistemul a devenit supraîncărcat, se reduce puterea, iar celulele supraîncărcate se divizează în **microcelule,** pentru a permite mai multe refolosiri de frecvențe, așa cum este arătat în fig. 2-41(b). Determinarea dimensiunii maxime a celulelor constituie o problemă complexă și este tratată în (Hac, 1995).

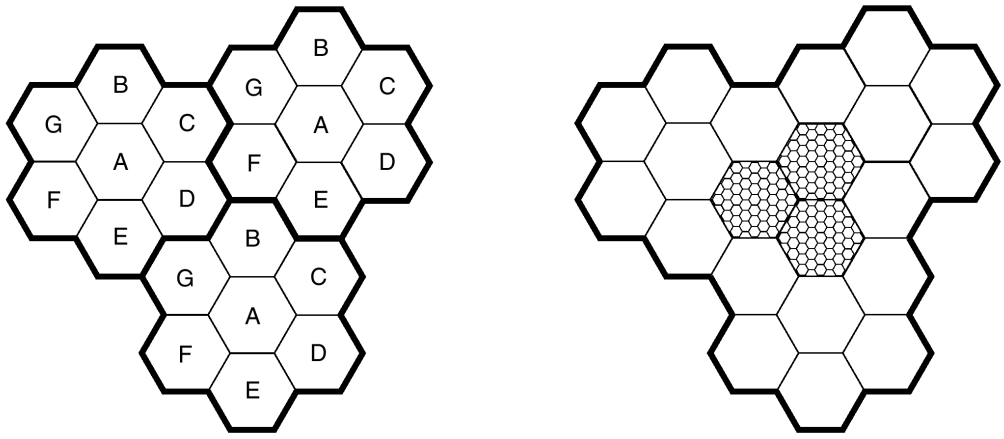


Fig. 2-41. (a) Frecvențele nu sunt refolosite în celule adiacente.
(b) Pentru a adăuga mai mulți utilizatori se pot folosi celule mai mici.

În centrul fiecărei celule se află o stație de bază către care transmit toate telefoanele din celulă. Stația de bază cuprinde un calculator și un emițător/receptor conectat la o antenă. Într-un sistem de dimensiuni reduse, toate stațiile de bază sunt conectate la un singur dispozitiv, denumit **MTSO** (**Mobile Telephone Switching Office**, rom: oficiu de comutare pentru telefonie mobilă) sau **MSC** (**Mobile Switching Center**, rom: centru de comutare mobil). Într-un sistem de dimensiuni mari, pot fi necesare mai multe MTSO-uri, toate acestea conectându-se la un al doilea nivel MTSO și așa mai departe. MTSO-urile sunt în esență oficii finale – ca și în sistemul telefonic – și sunt de fapt conectate la cel puțin un oficiu final din sistemul telefonic. MTSO-urile comunică între ele, cu stațiile de bază și cu PSTN-ul folosind o rețea cu comutare de pachete.

În orice moment, orice telefon mobil se află, în mod logic, într-o anumită celulă și sub controlul stației de bază a celulei respective. Când un telefon mobil părăsește o celulă, stația sa de bază sesizează o scădere a semnalului dinspre telefon și întreabă toate stațiile de bază înconjurătoare cât de puternic este semnalul pe care îl recepționează de la respectivul telefon. Stația de bază transferă apoi proprietatea asupra telefonului către celula care recepționează cel mai puternic semnal, aceasta fiind și celula în care se află acum telefonul. Telefonul este informat despre noul său șef, iar dacă un apel este în derulare în acel moment, telefonul va fi rugat să comute pe un canal nou (deoarece canalul vechi nu este refolosit în nici o celulă adiacentă). Acest proces poartă denumirea de **timp mort** și durează aproximativ 300 ms. Atribuirea canalului se face de către MTSO, care este centrul nervos al sistemului. Stațiile de bază sunt, de fapt, doar niște radio-relee.

Timpii morți pot fi eliminați în două feluri. Într-un **timp mort soft** telefonul e luat în primire de noua stație de bază înainte ca stația veche să îl cedeze. Astfel, nu apare nici o discontinuitate. Partea proastă a acestei variante este că telefonul trebuie să fie capabil să se seteze pe două frecvențe în același timp (cea veche și cea nouă). Nici telefoanele de primă generație, nici cele de generația a doua nu pot face acest lucru.

Într-un **timp mort hard**, vechea stație de bază deconectează telefonul înainte ca stația nouă să îl preia. Dacă noua stație de bază nu poate să preia telefonul (de ex. pentru că nu există nici o frecvență disponibilă), convorbirea se termină brusc. Utilizatorii constată acest lucru, dar câteodată situația este inevitabilă din cauza modului în care sunt proiectate telefoanele actuale.

Canale

Sistemul AMPS utilizează 832 canale full-duplex, fiecare constând dintr-o pereche de canale simplex. Există astfel 832 canale simplex pentru transmisie de la 824 la 849 MHz și 832 canale simplex pentru recepție de la 869 la 894 MHz. Fiecare din aceste canale simplex are o lățime de 30 KHz. Din această cauză AMPS folosește FDM pentru a separa canalele.

În banda de 800 MHz, undele radio au aproximativ 40 cm lungime și se propagă în linie dreaptă. Ele sunt absorbite de copaci și plante și sunt deviate de pământ și clădiri. Este posibil ca un semnal emis de un telefon mobil să ajungă la stația de bază pe calea directă, dar tot la fel de bine poate să ajungă puțin mai târziu, după ce este deviat de pământ sau clădiri. Aceasta poate să conducă la un efect de ecou sau la distorsionarea semnalului (atenuare multi-căi). Uneori este posibil să se audă chiar și o convorbire îndepărtată care a suferit mai multe deviații. Cele 832 de canale se împart în patru categorii:

1. Comandă (baza către mobil) pentru gestionarea sistemului.
2. Semnalizare (baza către mobil) pentru a anunța utilizatorii de telefoane mobile că sunt apelați.
3. Acces (bidirecțional) pentru stabilirea apelului și alocarea canalului.
4. Date (bidirecțional) pentru voce, fax sau date.

Pentru comenzi sunt rezervate douăzeci și unu de canale și acestea sunt fixate în fiecare telefon într-un PROM. Deoarece aceleași frecvențe nu pot fi refolosite în celule învecinate, numărul real de canale de voce disponibile pe celulă este mult mai mic decât 832, de regulă 45.

Gestiunea apelului

Fiecare telefon mobil din AMPS are un număr serial pe 32 biți și un număr de telefon de 10 cifre în PROM-ul propriu. Numărul de telefon este format dintr-un cod al zonei de 3 cifre pe 10 biți și un număr de abonat de 7 cifre pe 24 de biți. Atunci când este activat, un telefon scanează o listă preprogramată cu 21 canale de comandă, pentru a descoperi semnalul cel mai puternic.

Apoi telefonul difuzează propriul număr serial de 32 de biți și numărul de telefon de 34 de biți. Ca orice altă informație de comandă din AMPS, acest pachet este transmis în formă digitală, de mai multe ori și cu un cod corector de erori, deși canalele de voce sunt analogice.

Atunci când stația de bază aude anunțul, sesizează MTSO-ul care înregistrează existența noului său client și informează de asemenea MTSO-ul clientului asupra poziției sale curente. În timpul unei funcționări normale, telefonul mobil se reînregistrează la fiecare aproximativ 15 minute.

Pentru a face un apel, un utilizator de telefon mobil activează telefonul, introduce de la taste numărul de apelat și apasă butonul SEND. Telefonul transmite apoi numărul de apelat și identitatea proprie pe canalul de acces. Dacă pe canalul de acces apare o coliziune, se încearcă din nou mai târziu. Atunci când primește o cerere, stația de bază informează MTSO-ul. Dacă apelantul este un client al companiei MTSO (sau unul din parteneri), MTSO-ul caută un canal liber pentru apel. Dacă

se găsește unul, numărul canalului este transmis înapoi pe canalul de comandă. Telefonul mobil comută apoi automat pe canalul de voce selectat și așteaptă până când partea apelată ridică telefonul.

Apelurile primite acționează diferit. La început, toate telefoanele libere ascultă continuu canalul de semnalizare (paging) pentru a detecta mesajele adresate lor. Atunci când se face apel către un telefon mobil (fie de la un telefon fix, fie de la un alt telefon mobil), se transmite un pachet către MTSO-ul apelatului pentru a descoperi unde se află acesta. Se transmite apoi un pachet către stația de bază din celula sa curentă, care transmite apoi pe canalul de semnalizare (paging) un mesaj de difuzare de forma următoare: „Unitatea 14, ești acolo?". Telefonul apelat răspunde apoi cu „Da" pe canalul de acces. Baza spune apoi ceva de genul „Unitatea 14, ai un apel pe canalul 3". În acest moment, telefonul apelat comută pe canalul 3 și începe să sune (sau cântă o melodie pe care proprietarul a primit-o cadou de ziua lui).

2.6.2 A doua generație de telefoane mobile: Voce digitală

Prima generație de sisteme celulare a fost analogică. Cea de-a doua generație este digitală. Așa cum nu a existat o standardizare la prima generație, nu a existat nici la a doua. Patru sisteme se folosesc în prezent. D-AMPS, GSM, CDMA și PDC. Mai jos le vom discuta pe primele trei. PDC e folosit doar în Japonia și este practic D-APMS modificat pentru a respecta compatibilitatea cu sistemul analogic de primă generație din Japonia. Numele de **PCS** (**Personal Communications Services**, rom: serviciu de comunicații personale) este folosit câteodată în literatura de marketing pentru a indica un sistem de generația a doua (adică digital). Inițial se referea la un telefon mobil care folosea banda de 1900 MHz, dar distincția nu se mai face acum.

D-AMPS – Sistem digital avansat de telefonie mobilă

A doua generație a sistemelor AMPS este **D-AMPS** (**The Digital Advanced Mobile Phone System**, rom: sistem digital avansat de telefonie mobilă) și este complet digital. Este descris în Standardul Internațional IS-54 și în succesorul acestuia, IS-136. D-AMPS a fost proiectat cu atenție pentru a coexista cu AMPS, așa încât ambele generații de telefoane mobile , și cele de primă generație și cele de a doua, să poată opera simultan în aceeași celulă. D-AMPS folosește aceleași canale de 30KHz ca și AMPS și aceleași frecvențe, astfel încât un canal poate fi analogic și cele adiacente digitale. În funcție de ponderile tipurilor telefoanelor dintr-o celulă, MTSO-ul celulei determină care canale sunt analogice și care sunt digitale și poate modifica dinamic tipul canalului, după cum se schimbă ponderile telefoanelor în celulă.

Când D-AMPS a fost introdus ca serviciu, s-a adăugat o nouă bandă de frecvență disponibilă pentru a gestiona încărcarea care se aștepta să crească. Canalele ascendente (de transmisie) erau în domeniul de frecvențe 1880-1910 MHz, iar cele descendente (de recepție) corespunzătoare erau în domeniul 1930-1990 MHz, organizate tot în perechi, ca și la AMPS. În această bandă, undele au 16 cm lungime, așa că antena standard ¼ din lungimea de undă este de numai 4 cm, rezultând astfel telefoane mai mici. Oricum, multe telefoane D-AMPS pot folosi atât banda de 850 MHz cât și pe cea de 1900 MHz, pentru a avea un domeniu mai mare de canale disponibile.

Pe un telefon mobil D-AMPS, semnalul de voce captat de microfon este digitizat și compresat folosind un model mai complicat decât varianta cu modulație delta și codificare predictivă studiată mai devreme. Compresia ia în considerare proprietăți detaliate ale vocii umane pentru a transforma lărgimea de bandă standard de la codarea PCM (56 Kbps) la 8 Kbps sau mai puțin. Compresia este realizată de un circuit numit **vocoder** (Bellamy,2000). Compresia este făcută în telefon, și nu în stația

de bază sau la oficiul final, pentru a se reduce numărul de biți trimiși prin aer. În cazul telefoniei fixe, nu există nici un beneficiu dacă se face compresia în telefon, pentru că reducerea traficului pe bucla locală nu mărește deloc capacitatea sistemului.

La telefonia mobilă se câștigă atât de mult prin digitizarea și compresia în telefon, încât la D-AMPS trei utilizatori pot împărți o pereche de frecvențe folosind multiplexarea prin divizare în timp. Fiecare pereche de frecvențe suportă 25 cadre/sec, adică 40 ms pentru fiecare cadru. Fiecare cadru este împărțit în șase intervale de timp de câte 6,67 ms, după cum se arată în fig. 2-42(a) pentru cea mai joasă pereche de frecvențe.

Fiecare cadru cuprinde trei utilizatori, care stau la rând pentru a transmite și a recepționa. În timpul intervalului 1 din fig. 2-42 (a), de exemplu, utilizatorul 1 poate transmite către stația de bază și utilizatorul 3 recepționează de la stația de bază. Fiecare interval cuprinde 324 de biți, dintre care 64 sunt folosiți pentru timpii de gardă, sincronizare și comandă, lăsând 260 de biți pentru informația utilă utilizatorului. Dintre biții de informație utilă, 101 sunt folosiți pentru corectarea erorilor datorate mediului aerian perturbat și în final rămân doar 159 de biți pentru semnalul de voce comprimat. Având 50 de intervale/sec, lățimea de bandă disponibilă pentru semnalul de voce comprimat este puțin sub 8 Kbps, adică 1/7 din lărgimea de bandă standard de la PCM.

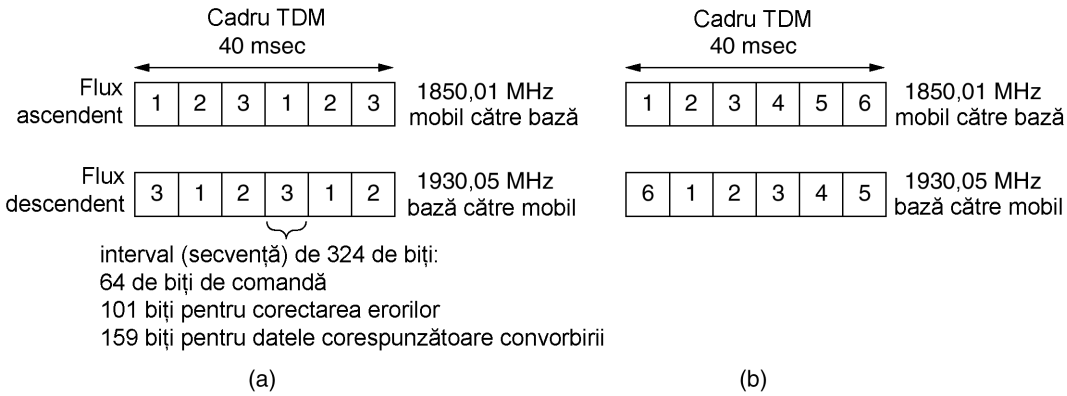


Fig. 2-42. (a) Un canal S-AMPS cu trei utilizatori. (b) un canal D-AMPS cu șase utilizatori

Folosind algoritmi de compresie mai buni este posibil să se reducă datele de voce la 4 Kbps, caz în care șase utilizatori pot fi cuprinși într-un cadru, după cum se arată în fig. 2-42(b). Din punctul de vedere al operatorului, posibilitatea de a înghesui de trei sau de șase ori mai mulți utilizatori D-AMPS în același spectru dedicat unui singur utilizator de AMPS este un câștig uriaș și așa se explică popularitatea PCS-ului. Bineînțeles, calitatea vorbirii la 4 Kbps nu se compară cu cea atinsă la 56 Kbps, dar puțini operatori PCS își fac reclame cu referire la calitatea sunetului. De asemenea, ar trebui să fie clar că, pentru date, un canal de 8 Kbps nu este nici măcar la fel de bun ca un antic modem de 9600 bps.

Structura de comandă a D-AMPS este destul de complicată. Descriere sumară: grupuri de 16 cadre formează un supercadru, cu informații de comandă specifice prezente în fiecare supercadru de un număr limitat de ori. Șase canale principale de comandă sunt folosite pentru configurarea sistemului, comanda în timp real sau offline, semnalizare, răspunsul la cererea de acces și mesajele scurte. În principiu, funcționează ca un AMPS. Când un mobil este deschis, el contactează stația de bază, pentru a-și anunța apariția, și apoi ascultă pe un canal de comandă eventualele apeluri. Când recepționează un mobil nou, MTSO informează baza utilizatorului despre locul unde se află acesta, pentru a se putea ruta corect convorbirile.

O diferență între AMPS și D-AMPS este modul în care se tratează timpii morți. În AMPS, MTSO se descurcă singur, fără nici un ajutor de la dispozitivul mobil. După cum se poate vedea în fig. 2-42, în D-AMPS, 1/3 din timp telefonul nici nu trimite nici nu primește. Ele folosesc acest timp pentru a măsura calitatea liniei. Când descoperă că semnalul începe să slăbească, anunță MTSO, care apoi poate întrerupe conexiunea, moment în care mobilul poate încerca să se conecteze la o altă stație de bază cu un semnal mai puternic. La fel ca la AMPS, acest timp mort durează totuși 300msec. Această tehnică se numește **MAHO** (**Mobile Assisted HandOff**, rom: timpi morți asistați de mobil).

GSM – Sistemul global pentru comunicații mobile

D-AMPS este larg folosit în SUA și (într-o formă modificată) în Japonia. Practic, în rest, peste tot în lume se folosește un sistem numit **GSM** (**Global System for Mobile Communications**, rom: sistemul global pentru comunicații mobile), care a început să fie folosit și în SUA la o scară limitată. La o privire generală, GSM este similar D-AMPS-ului. Amândouă sunt sisteme celulare. În ambele sisteme se folosește multiplexarea prin divizarea de frecvență, fiecare mobil transmițând pe o frecvență și recepționând pe una mai ridicată (cu 80 MHz mai mare pentru D-AMPS și cu 55 MHz mai mare pentru GSM). De asemenea, în ambele sisteme se folosește multiplexarea cu divizare în timp pentru a împărți o singură pereche de frecvențe în intervale de timp folosite în comun de mai multe dispozitive mobile. Oricum, canalele GSM sunt mult mai largi decât canalele AMPS (200kHz față de 30 KHz) și servesc doar câțiva utilizatori în plus (8 față de 3), permițând GSM-ului o rată de transmisie per utilizator mult mai mare decât la D-AMPS.

Mai jos vom discuta pe scurt unele dintre proprietățile principale ale GSM. Oricum, standardul GSM are peste 5000 [sic] de pagini. O mare parte din acest material se referă la aspecte inginerești ale sistemului, în special la proiectarea receptoarelor pentru a fi capabile să gestioneze propagarea semnalelor pe mai multe căi, și sincronizarea transmițătoarelor și receptoarelor. Nici unul dintre acestea nu va fi menționat în continuare.

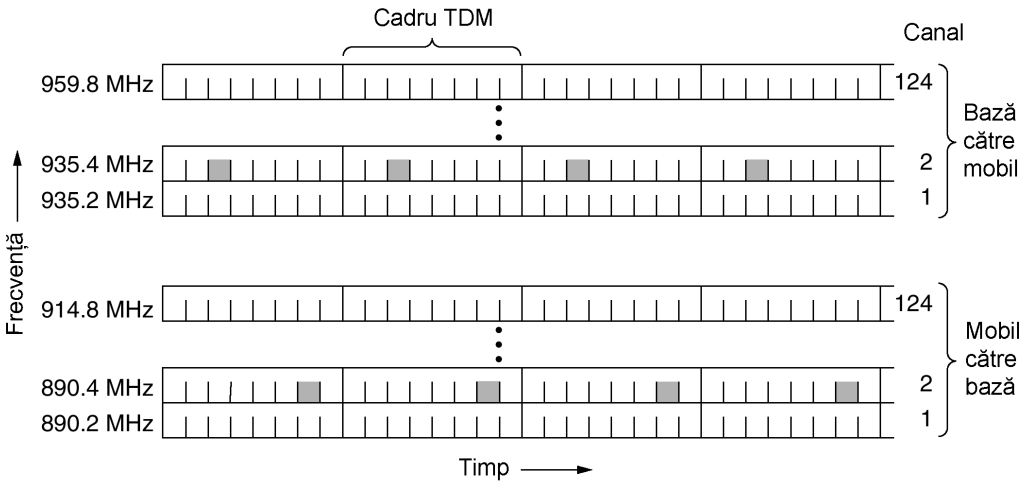


Fig. 2-43. GSM folosește 124 canale de frecvență, fiecare dintre ele folosind un sistem TDM cu opt intervale

Fiecare bandă de frecvență are 200 KHz, după cum se arată în fig. 2-43. Un sistem GSM are 124 de perechi de canale simplex. Fiecare canal simplex, are 200 KHz și suportă opt conexiuni diferite, folosind multiplexarea prin divizarea în timp. Fiecărei stații active la momentul respectiv i se atribuie un interval de timp dintr-o pereche de canale. Teoretic, pot fi suportate 992 de canale în fiecare celulă, dar multe dintre ele nu sunt disponibile, pentru a se evita conflictele de frecvență, cu celulele vecine. În fig. 2-43, toate cele opt intervale de timp marcate aparțin aceleiași conexiuni, câte patru dintre ele în fiecare direcție. Transmisia și recepția nu se fac în același interval de timp pentru că aparatele GSM nu pot trimite și primi în același timp și durează până se face comutarea între emisie și recepție. Dacă stația mobilă asociată frecvenței 890.4/935.4 MHz și intervalului de timp 2 ar vrea să transmită la stația de bază, trebuie să folosească acele patru intervale de timp inferioare (și pe cele care le urmează cronologic), punând informație în fiecare interval până când toată informația este transmisă.

Intervalele TDM prezentate în fig. 2-43 fac parte dintr-o ierarhie complexă de cadre. Fiecare interval TDM are o structură specifică, iar grupurile de intervale TDM formează multicadre, și acestea având o structură specifică. O variantă simplificată a acestei ierarhii este prezentată în fig. 2-44. Aici putem vedea că fiecare interval TDM constă dintr-un cadru de 148 de biți care ocupă canalul pentru 577 μs (incluzând și un timp de gardă de 30 μs după fiecare interval). Fiecare cadru de date începe și se termină cu trei biți de 0, pentru aliniere. De asemenea conține două câmpuri de *informație* de 57 de biți, fiecare având un bit de comandă care spune dacă următorul cadru va fi de date sau de voce. Între câmpurile de *informație* se află un câmp de 26 de biți de *sincronizare* (antrenare) care este folosit de receptor pentru sincronizarea la extremitățile cadrului de la transmițător.

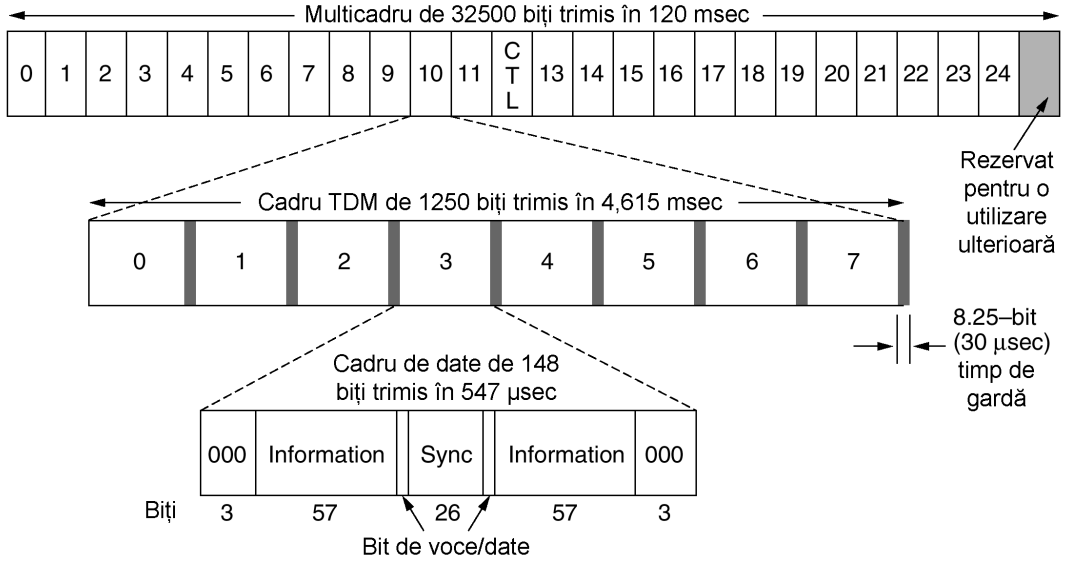


Fig. 2-44. Un fragment din structura de cadre GSM

Un cadru de date e transmis în 547 μsec, dar un transmițător are voie să trimită câte un cadru de date la fiecare 4,615 msec, deoarece este pe același canal cu alte șapte stații. Rata totală a fiecărui canal este de 270.833 bps, împărțită între opt utilizatori. Aceasta înseamnă 33.854 Kbps în total, mai mult decât dublu față de D-AMPS, 324 de biți de 50 de ori pe secundă, adică 16,2 Kbps. Oricum, ca și la APMS, informația suplimentară consumă o mare parte din lărgimea de bandă, lăsând 24,7 Kbps fiecărui utilizator pentru informația utilă, înainte de corectarea erorilor. După corectarea erorilor,

13 Kbps rămân pentru voce, rezultând o calitate mult mai bună decât la D-AMPS (dar folosind mai multă lățime de bandă).

După cum se poate vedea în fig. 2-44, opt cadre de date formează un cadru TDM și 26 cadre TDM formează un multicadru de 120 msec. Dintre cele 26 de cadre TDM dintr-un multicadru, cadrul 12 e folosit pentru comandă, iar cadrul 25 e rezervat pentru o utilizare ulterioară, deci numai 24 sunt disponibile efectiv pentru traficul utilizatorilor.

Oricum, pe lângă multicadrul de 26 de intervale din fig. 2-44, se folosește un multicadru de 51 de intervale (nu este desenat). Unele dintre aceste intervale sunt folosite pentru a menține câteva canale de comandă folosite pentru gestiunea sistemului. **Canalul de difuzare a comenzii** este un flux continuu de ieșire de la stația de bază, care conține elemente pentru identificarea stației și starea canalului. Toate stațiile mobile își monitorizează puterea semnalului, pentru a constata dacă s-au mutat într-o celulă nouă.

Canalul dedicat de comandă este folosit pentru actualizarea locației, înregistrarea și setările convorbirii. În particular, fiecare stație de bază reține o bază de date a stațiilor mobile care se află sub jurisdicția sa. Informațiile necesare pentru a menține această bază de date se trimit pe canalul dedicat de comandă.

În sfârșit, există canalul comun de comandă, care este împărțit în trei subcanale logice. Primul dintre ele este canalul de semnalizare, pe care stațiile de bază îl folosesc pentru a anunța apelurile primite. Fiecare mobil monitorizează continuu acest canal pentru a vedea dacă sunt convorbiri la care trebuie să răspundă. Al doilea este canalul de acces aleator, care le permite utilizatorilor să ceară un loc pe canalul dedicat de comandă. Dacă două cereri intră în coliziune, ele sunt bruiate și ambele trebuie să încerce mai târziu. Folosind canalul dedicat de comandă, stațiile pot inițializa un apel. Intervalul primit este anunțat prin cel de al treilea subcanal, **canalul de acces permis**.

CDMA – Acces multiplu cu divizarea codului

D-AMPS și GSM sunt sisteme convenționale. Amândouă folosesc FDM și TDM pentru a împărți spectrul în canale și canalele în intervale de timp. Mai există totuși un al treilea tip, **CDMA** (**Code Division Multiple Acces**, rom: acces multiplu cu divizarea codului) care funcționează complet diferit. Când CDMA a fost propus prima dată, industria i-a răspuns cu aceeași atitudine cu care regina Isabella i-a răspuns lui Columb când acesta i-a propus să ajungă în India navigând în direcția opusă. Totuși, prin insistența unei singure companii, Qualcomm, CDMA s-a maturizat într-atât încât nu este doar acceptat, ci este acum văzut ca fiind cea mai bună soluție tehnică disponibilă și de bază pentru sistemele mobile de generația a treia. De asemenea, în SUA se folosește pe scară largă în sistemele de generația a doua, concurând cu D-AMPS. Spre exemplu, Sprint PCS folosește CDMA, iar AT&T Wireless folosește D-AMPS. CDMA este descris în standardul internațional IS-95 și uneori este referit cu acest nume. Numele de marcă **cdmaOne** este de asemenea folosit.

CDMA e complet diferit de AMPS, D-AMPS și GSM. În loc să se împartă domeniul de frecvențe disponibil în câteva sute de canale mici, CDMA permite fiecărei stații să transmită tot timpul în tot spectrul. Mai multe transmisii simultane sunt separate folosind teoria codării. CDMA renunță la ideea că toate cadrele care intră în coliziune sunt total bruiate. În schimb, mai multe semnale recepționate vor fi sumate liniar.

Înainte de a prezenta algoritmul, să considerăm analogia cu o sală de așteptare a unui aeroport cu mai multe perechi de oameni discutând. TDM ar însemna că toți oamenii sunt în centrul încăperii, dar vorbesc pe rând. FDM ar însemna că fiecare om este într-un colț, fiecare vorbește în același timp cu ceilalți, dar independent de ei. CDMA ar însemna că fiecare persoană este în centrul încă-

perii, toți vorbesc în același timp, dar fiecare pereche de vorbitori conversează într-o limbă diferită. Cei ce vorbesc în franceză ascultă doar ceea ce este în franceză, ignorând orice nu este în limba franceză. Astfel, cheia CDMA este posibilitatea de a extrage semnalul dorit și de a respinge restul de semnale. O descriere simplificată a CDMA este prezentată mai jos.

În CDMA durata fiecărui bit este divizată în *m* intervale scurte numite **felii** (eng.: **chips**). În mod normal sunt 64 sau 128 de felii pe bit, dar în exemplul de mai jos vom folosi doar opt pentru simplificare. Fiecare stație are un cod unic pe *m biți* numit **secvență de felii** (**chip sequence**). Pentru a transmite un bit 1, o stație trimite propria secvență de felii. Pentru a transmite un bit 0, trimite complementul față de unu al secvenței sale de felii. Nici un alt șablon nu este permis. Deci, pentru $m=8$, dacă stației A îi este asociată secvența 00011011, ea trimite un bit 1 trimițând 0001011 și un bit 0 trimițând 11100100.

Creșterea cantității de informație de trimis de la *b* biți/sec la *mb* felii/sec se poate face doar dacă lărgimea de bandă disponibilă crește de *m* ori, făcând din CDMA o formă de comunicație cu spectru larg, (presupunând că nu se fac schimbări în tehnicile de modulație sau codificare). Dacă avem o bandă de 1MHz pentru 100 de stații, folosind FDM fiecare ar avea 10 KHz și ar trimite 10Kbps (presupunând un bit pe Hz). Cu CDMA, fiecare stație folosește toată banda de 1 MHz, deci rata feliilor este de 1 Mega pe secundă. Cu mai puțin de 100 de felii pe bit, lărgimea de bandă efectivă pentru fiecare stație este mai mare la CDMA decât la FDM, iar problema alocării canalului este de asemenea rezolvată.

A: 0 0 0 1 1 0 1 1	A: (–1 –1 –1 +1 +1 –1 +1 +1)
B: 0 0 1 0 1 1 1 0	B: (–1 –1 +1 –1 +1 +1 +1 –1)
C: 0 1 0 1 1 1 0 0	C: (–1 +1 –1 +1 +1 +1 –1 –1)
D: 0 1 0 0 0 0 1 0	D: (–1 +1 –1 –1 –1 –1 +1 –1)
(a)	(b)

Şase exemple:

– – 1 –	**C**	S_1 = (–1 +1 –1 +1 +1 +1 –1 –1)
– 1 1 –	**B** + $\overline{\mathbf{C}}$	S_2 = (–2 0 0 0 +2 +2 0 –2)
1 0 – –	**A** + $\overline{\mathbf{B}}$	S_3 = (0 0 –2 +2 0 –2 0 +2)
1 0 1 –	**A** + **B** + **C**	S_4 = (–1 +1 –3 +3 +1 –1 –1 +1)
1 1 1 1	**A** + **B** + **C** + **D**	S_5 = (–4 0 –2 0 +2 0 +2 –2)
1 1 0 1	**A** + **B** + $\overline{\mathbf{C}}$ + **D**	S_6 = (–2 –2 0 –2 0 –2 +4 0)

(c)

$S_1 \bullet C = (1 +1 +1 +1 +1 +1 +1 +1)/8 = 1$
$S_2 \bullet C = (2 +0 +0 +0 +2 +2 +0 +2)/8 = 1$
$S_3 \bullet C = (0 +0 +2 +2 +0 –2 +0 –2)/8 = 0$
$S_4 \bullet C = (1 +1 +3 +3 +1 –1 +1 –1)/8 = 1$
$S_5 \bullet C = (4 +0 +2 +0 +2 +0 –2 +2)/8 = 1$
$S_6 \bullet C = (2 –2 +0 –2 +0 –2 –4 +0)/8 = –1$

(d)

Fig.2-45. Secvențele de felii binare pentru patru stații. (b) Secvențele de felii bipolare. (c) Șase exemple de transmisii. (d) Recuperarea semnalului stației C

Din motive pedagogice, este mai convenabilă folosirea unei notații bipolare, cu 0 binar reprezentat ca -1 și 1 binar reprezentat ca +1. Vom scrie secvențele de felii în paranteze, deci un bit 1 pentru stația A devine (-1 -1 -1 +1 +1 -1 +1 +1). În fig. 2-45(a) sunt prezentate secvențele de felii binare asociate celor patru stații luate ca exemplu. În fig. 2-45(b) ele sunt prezentate în notația noastră bipolară.

Fiecare stație are propria sa secvență de felii. Vom folosi simbolul **S** pentru a indica vectorul de *m* felii pentru stația S, și $\overline{\mathbf{S}}$ pentru negația sa. Toate secvențele de felii sunt **ortogonale pe perechi**, prin aceasta înțelegând că produsul scalar normat al oricăror două secvențe distincte de așchii **S** și **T** (notat ca **S•T**) este 0. Se cunoaște cum se generează asemenea secvențe de felii ortogonale, folosind metoda **codurilor Walsh**. În termeni matematici, ortogonalitatea secvențelor de felii poate fi exprimată după cum urmează:

$$\mathbf{S} \bullet \mathbf{T} \equiv \frac{1}{m}\sum_{i=1}^{m} S_i T_i = 0 \tag{2-4}$$

Altfel spus, toate perechile care se pot forma sunt diferite între ele. Această proprietate de ortogonalitate se va dovedi crucială mai târziu. De notat că dacă **S•T**=0 atunci și $\mathbf{S} \bullet \overline{\mathbf{T}} = 0$. Produsul scalar normat al oricărei secvențe de felii cu ea însăși este 1:

$$\mathbf{S} \bullet \mathbf{S} = \frac{1}{m}\sum_{i=1}^{m} S_i S_i = \frac{1}{m}\sum_{i=1}^{m} S_i^{\,2} = \frac{1}{m}\sum_{i=1}^{m} (\pm 1)^2 = 1$$

Acest lucru se întâmplă deoarece fiecare din cei *m* termeni ai produsului scalar este 1 deci suma este *m*. De asemenea se observă că $\mathbf{S} \bullet \overline{\mathbf{S}} = -1$.

În timpul fiecărui interval de bit, o stație poate să transmită un 1 emițând propria secvență de felii, sau poate transmite un 0 emițând complementul secvenței sale de felii, sau poate să nu transmită nimic. Pentru moment, vom presupune că toate stațiile sunt sincronizate în timp, deci toate secvențele de felii încep în același moment.

Când două sau mai multe stații transmit simultan, semnalele lor bipolare se adună liniar. De exemplu, dacă într-un interval de felie trei stații emit +1 și una -1, rezultatul este +2. Putem privi aceasta ca pe o adunare de tensiuni: trei stații emit +1 volt și o stație emite -1volt, rezultând 2 volți.

În fig. 2-45(c) avem șase exemple de una sau mai multe stații transmițând simultan. În primul exemplu, C transmite un bit de 1, deci avem doar secvența de felii a lui C. În al doilea exemplu, atât B cât și C transmit biți de 1, deci vom obține suma secvențelor lor de felii bipolare, și anume:

(-1 -1 +1 -1 +1 +1 +1 -1) + (-1 +1 -1 +1 +1 +1 -1 -1) = (-2 0 0 0 +2 +2 0 -2).

În cel de al treilea exemplu, stația A emite un 1 iar stația B emite un 0. Celelalte tac. În al patrulea exemplu, A și C emit câte un bit 1, în timp ce B emite un 0. În al cincilea exemplu, toate cele 4 stații emit câte un bit 1. În final, în ultimul exemplu, A, B și D emit câte un bit 1, în timp ce C emite un bit 0. Să notăm că fiecare dintre cele șase secvențe, S_1 – S_6, date în fig. 2-45(c), reprezintă durata unui singur bit.

Pentru a reface șirul de biți al unei stații individuale, receptorul trebuie să cunoască dinainte secvența de felii a stației. El face recuperarea calculând produsul scalar normat între secvența de felii recepționată (suma liniară a tuturor stațiilor care au transmis) și secvența de felii a stației al cărei șir de biți încearcă să-l refacă. Dacă secvența de felii recepționată e **S** și receptorul încearcă să asculte de la o stație a cărei secvență de felii e **C**, atunci va calcula doar produsul scalar normat **S•C**.

Pentru a vedea de ce se întâmplă așa, imaginați-vă două stații A și C, ambele transmițând un bit 1 în același timp în care B transmite un bit 0. receptorul primește suma $\mathbf{S=A+\overline{B}+C}$ și calculează:

$$\mathbf{S \cdot C = (A+\overline{B}+C) \cdot C = A \cdot C + \overline{B} \cdot C + C \cdot C = 0+0+1=1}$$

Primii doi termeni dispar, deoarece toate perechile de secvențe de felii au fost alese cu grijă pentru a fi ortogonale, ca în ecuația (2-4). Acum ar trebui să fie clar de ce această proprietate trebuie impusă secvențelor de felii.

Un alt mod de a gândi relativ la această situație este de a ne imagina toate cele trei secvențe de felii sosite separat, în loc să fie însumate. Atunci receptorul ar calcula produsul scalar cu fiecare în parte și ar aduna rezultatele. Datorită proprietății de ortogonalitate, toate produsele scalare în afară de **C•C** ar fi 0. Adunându-le și apoi făcând produsul lor scalar, este de fapt același lucru cu calculul produselor scalare, și adunarea acestora.

Pentru a concretiza procesul de decodificare, să considerăm din nou cele șase exemple din fig. 2-45(c), ilustrat din nou în 2.45(d). Să presupunem că receptorul e interesat de extragerea bitului trimis de stația C din fiecare din cele șase sume $S_1 - S_6$. Se calculează acest bit prin însumarea perechilor de produse între vectorul **S** recepționat și vectorul **C** din figura2-45(b), luând apoi 1/8 din rezultat (pentru că în acest caz m=8). Așa cum am arătat, de fiecare dată este decodificat bitul corect. Este ca și cum s-ar fi vorbit franceza.

Într-un sistem CDMA ideal, fără zgomote, capacitatea (adică numărul de stații) poate fi mărită oricât de mult, așa cum și capacitatea unui canal Nyquist fără zgomote poate fi mărită oricât de mult, prin utilizarea unui număr tot mai mare de biți pe eșantion. În practică, limitările fizice reduc considerabil capacitatea. La început, am presupus că toate feliile sunt sincronizate în timp. În realitate, aceasta este imposibil de realizat. Ceea ce se poate face este ca emițătorul și receptorul să se sincronizeze prin expedierea de către emițător a unei secvențe de felii cunoscute, suficient de lungă pentru ca receptorul să o poată localiza. Astfel, toate celelalte transmisii (nesincronizate) sunt percepute ca un zgomot aleator. Dacă ele nu sunt prea numeroase, algoritmul fundamental de decodificare funcționează, totuși, destul de bine. Există multă teorie referitoare la suprapunerea secvenței de felii peste nivelul de zgomot (Pickholtz, și alții 1982). Așa cum vă puteți aștepta, cu cât secvența de felii este mai lungă, cu atât este mai mare probabilitatea detectării ei corecte în prezența zgomotului. Pentru o mai mare siguranță, secvența de biți poate folosi un cod corector de erori. Secvențele de felii nu folosesc niciodată coduri corectoare de erori.

O presupunere implicită în discuția anterioară este că nivelurile de putere ale tuturor stațiilor sunt aceleași cu cele percepute de receptor. Protocolul CDMA este folosit în mod obișnuit pentru sistemele fără fir cu o stație de bază fixă și multe stații mobile la distanțe variabile de aceasta. Nivelurile de putere, recepționate la stația de bază depind de cât de departe sunt emițătorii. În acest caz, o euristică bună este ca fiecare stație mobilă să emită către stația de bază la un nivel complementar de putere față de cel primit de la stația de bază. Altfel spus, o stație mobilă care recepționează un semnal slab va folosi mai multă putere decât una care primește un semnal puternic. De asemenea, stația de bază dă comenzi explicite către stațiile mobile pentru a-și crește/descrește puterea de transmisie.

De asemenea, am presupus că receptorul știe cine este emițătorul. În principiu, dată fiind suficientă putere de calcul, receptorul poate asculta toți emițătorii în același timp, prin rularea algoritmului de decodificare pentru fiecare dintre ei în paralel. În viața reală, este de ajuns să spunem că e mai ușor de zis decât de făcut. De asemenea, CDMA are mulți alți factori care complică soluția și care au fost comentați în această scurtă introducere. Totuși, CDMA este o schemă inteligentă care este rapid introdusă pentru comunicații mobile fără fir. În mod normal, operează într-o bandă de 1.25

MHz (față de 30 KHz pentru D-AMPS și 200 KHz pentru GSM), dar suportă în aceeași bandă mai mulți utilizatori decât oricare dintre celelalte sisteme. În practică, lărgimea de bandă disponibilă pentru fiecare utilizator este cel puțin la fel de bună ca la GSM și deseori mult mai bună.

Inginerii care doresc să înțeleagă foarte bine CDMA ar trebui să citească (Lee și Miller, 1998). O schemă alternativă de împrăștiere, în care împrăștierea se face în timp, și nu în frecvență, este descrisă în (Crespo et al., 1995). Încă o schemă este descrisă în (Sari et al., 2000). Toate aceste referințe necesită ceva cunoștințe în ingineria comunicațiilor.

2.6.3 A treia generație de telefoane mobile: Voce digitală și date

Care este viitorul în telefonia mobilă? Să aruncăm o privire rapidă. Un număr de factori dirijează industria. În primul rând, traficul de date depășește deja traficul de voce pe rețeaua fixă și crește exponențial, pe când traficul de voce este constant. Mulți experți din industrie se așteaptă ca traficul de date să domine traficul de voce și pe dispozitivele mobile, cât de curând. În al doilea rând, industriile telefonice, de divertisment și de calculatoare au devenit toate digitale și converg rapid. Mulți oameni își doresc un dispozitiv ușor, portabil care să se comporte ca un telefon, CD player, DVD player, terminal pentru poșta electronică, interfață Web, stație pentru jocuri, procesor de text, și chiar mai mult, totul însoțit de conectivitate internațională fără fir la Internet cu lărgime de bandă ridicată. Dispozitivul și modul de conectare al acestuia sunt ceea ce înseamnă generația a treia de telefonie mobilă. Pentru mai multe informații, vezi (Huber et al., 2000; și Sarikaya, 2000).

În 1992, ITU a încercat să fie mai precis în ceea ce privește acest vis și a inițiat un plan pentru a-și atinge scopul, numit **IMT-2000,** unde IMT înseamnă **International Mobile Telecommunications** (rom: Telecomunicații Mobile Internaționale). Numărul 2000 vine de la trei lucruri: (1) anul în care trebuia să intre în utilizare, (2) frecvența la care trebuia să funcționeze (în MHz), și (3) lărgimea de bandă pe care serviciul trebuia să o aibă (în KHz).

Nu a reușit în nici unul dintre aspectele propuse. Nimic nu a fost implementat până în 2000. ITU a recomandat ca toate guvernele să rezerve spectru la 2 GHz, astfel încât dispozitivele să comunice fără redirectări între țări. China a rezervat respectiva bandă de frecvență, dar nimeni altcineva nu mai făcut la fel. În sfârșit, a fost recunoscut că 2 Mbps nu este în prezent posibil pentru utilizatori care sunt prea mobili (datorită dificultății de a realiza schimburile suficient de repede). Mai realist este 2 Mbps pentru utilizatori staționari, în spații închise (ceea ce va rivaliza direct cu ADSL), 384 Kbps pentru oameni care merg, și 144 Kbps pentru conexiuni din mașini. Oricum, întreaga arie a **3G**, după cum este denumită, este un larg domeniu de activitate. A treia generație se poate să fie un pic mai puțin decât se aștepta și un pic mai târzie, dar este sigur că va apărea.

Principalele servicii pe care rețeaua IMT-2000 ar trebui să le ofere utilizatorilor săi sunt:

1. Transmisie de voce de înaltă calitate.
2. Mesagerie (înlocuirea poștei electronice, fax-ului, SMS-ului, chat-ului etc.).
3. Multimedia (muzică, vizualizare video, filme, televiziune) .
4. Acces la Internet (navigare pe Web, inclusiv pagini cu audio și video).

Servicii adiționale ar putea fi videoconferințele, prezentările televizate, jocurile în grup și comerțul mobil (fluturarea mobilului către casieră pentru a plăti într-un magazin). Mai mult, toate aceste servicii ar trebui să fie disponibile oriunde pe glob (prin conectare automată printr-un satelit atunci când nici o rețea terestră nu poate fi localizată), instant (întotdeauna conectat), și cu garanții pentru calitatea serviciului.

ITU a imaginat o singură tehnologie internațională pentru IMT-2000, astfel încât fabricanții să poată construi un singur dispozitiv care să fie vândut și folosit oriunde în lume (cum ar fi CD playerele și calculatoarele și nu cum sunt telefoanele mobile și televizoarele). O singură tehnologie ar face viața mult mai simplă și pentru operatorii de rețea și ar încuraja mai mulți oameni să folosească serviciile. Războaiele de format, cum a fost cel dintre Betamax și VHS atunci când au apărut videocasetofoanele, nu sunt benefice pentru afaceri.

Au fost făcute câteva propuneri, iar după mai multe trieri au rămas în discuție două propuneri mai interesante. Prima, **W-CDMA,** adică **Wideband CDMA** (rom: CDMA de bandă largă), a fost propusă de Ericsson. Acest sistem folosește secvență directă în spectru larg de tipul descris mai sus. Funcționează la o lărgime de bandă de 5 MHz și a fost proiectat să interacționeze cu rețele GSM actuale, fără a încerca să includă și compatibilitatea cu versiuni GSM anterioare. Are, totuși, proprietatea că un apelant poate părăsi o celulă W-CDMA și poate intra într-o celulă GSM fără a pierde apelul. Acest sistem a fost puternic susținut de Uniunea Europeană, care l-a numit **UMTS** (**Universal Mobile Telecommunications System**, rom: sistem universal de telecomunicații mobile) .

Cealaltă propunere a fost **CDMA2000**, propus de Qualcomm. Și acesta este un proiect bazat pe secvența directă în spectru larg, fiind de fapt o extensie a lui IS-95 și compatibil cu acesta. Folosește de asemenea o bandă de frecvență de 5 MHz, dar nu a fost proiectat să interacționeze cu GSM și nu poate redirecta apeluri către o celulă GSM (sau o celulă D-AMPS). Alte diferențe tehnice față de W-CDMA sunt vitezele de cip diferite, timpii de cadre diferiți, spectru diferite și moduri diferite de sincronizare.

Dacă inginerii de la Ericsson și de la Qualcomm ar fi fost închiși într-o singură cameră și li s-ar fi spus să găsească o soluție comună, probabil că ar fi reușit. De fapt, principiul de bază din spatele ambelor sisteme este CDMA într-un canal de 5 MHz și nimeni nu vrea să moară pentru viteza de cip preferată. Necazul este că problema reală nu este ingineria, ci politica (ca de obicei). Europa a vrut un sistem care să poată interacționa cu GSM, iar S.U.A. doreau un sistem care să fie compatibil cu unul deja popular în Statele Unite (IS-95). În plus, fiecare parte a sprijinit compania locală (Ericsson este originară din Suedia, iar Qualcomm este din California). În fine, Ericsson și Qualcomm au fost implicate în numeroase procese privind patentele asupra respectivelor proiecte CDMA.

În martie 1999, cele două companii au terminat cu procesele atunci când Ericsson a fost de acord să cumpere infrastructura Qualcomm. S-au înțeles de asemenea asupra unui singur standard 3G, dar unul cu multe opțiuni incompatibile, care până la urmă recunoaște pe hârtie diferențele tehnice. Aceste dispute fiind încheiate, dispozitivele 3G și serviciile ar putea începe să apară în viitorii ani.

Multe s-au scris despre sistemele 3G, multe lucrări lăudându-le ca pe cel mai mare lucru de la pâinea feliată încoace. Unele referințe sunt (Collins și Smith, 2001; De Vriendt et al., 2002; Harte et al., 2002; Lu, 2002 și Sarikaya, 2000). Totuși, unii pesimiști încă mai cred că industria se îndreaptă în direcția greșită (Garber, 2002 și Goodman, 2000).

În așteptarea sfârșitului disputei asupra 3G, unii operatori fac cu prudență un pas mic și atent în direcția 3G prin a merge spre ceea ce este numit uneori **2.5G**, deși 2.1G este mai exact. Un astfel de sistem este **EDGE** (**Enhanced Data rates for GSM Evolution**, rom: viteze de transfer de date mărite pentru evoluția GSM), ceea ce este chiar GSM cu mai mulți biți pe baud. Problema este că mai mulți biți pe baud înseamnă mai multe erori pe baud, astfel că EDGE dispune de nouă scheme diferite de modulare și corectare de erori, în funcție de ce parte din bandă este dedicat corectării erorilor introduse de viteza mai mare.

O altă schemă 2.5G este **GPRS** (**General Packet Radio Service**, rom: serviciul radio pentru pachete generice), care este o rețea de pachete generale peste D-AMPS sau GSM. Ea permite stațiilor

mobile să trimită și să primească pachete IP într-o celulă folosind sistemul pentru voce. În timpul operării GPRS, unele intervale de timp ale unor frecvențe sunt rezervate pentru traficul de pachete. Numărul și poziția intervalelor pot fi administrate dinamic de către stația de bază, în funcție de raportul între de trafic de voce și de date din celulă.

Intervalele de timp disponibile sunt împărțite în câteva canale logice, folosite în diverse scopuri. Stația de bază determină alocarea de canale logice peste intervalele de timp. Un canal logic este utilizat pentru preluarea de pachete de la stația de bază la o stație mobilă, fiecare pachet indicând cui îi este destinat. Pentru a trimite un pachet IP, o stație mobilă solicită unul sau mai multe intervale de timp prin trimiterea unei cereri la stația de bază. Dacă această cerere ajunge fără probleme, stația de bază anunță frecvența și intervalele de timp alocate mobilului pentru a trimite pachetul. O dată ce pachetul a ajuns la stația de bază, este transferat în Internet printr-o conexiune cu fir. Deoarece GPRS este doar un nivel suplimentar suprapus peste sistemul de voce deja existent, el reprezintă în cel mai bun caz o soluție de umplere a golului până la sosirea lui 3G.

Deși rețelele 3G nu sunt complet dezvoltate deocamdată, unii cercetători privesc 3G ca pe o afacere încheiată și, deci, care nu mai prezintă interes. Acești oameni lucrează deja la sistemele 4G (Berezdivin et al., 2002; Guo și Chaskar, 2002; Huang și Zhuang, 2002; Keller et al., 2002; și Misra et al., 2002). Unele dintre caracteristicile propuse pentru sistemele 4G includ lărgime de bandă mare, omniprezență (conectivitate oriunde), integrare simplă cu rețelele cablate și mai ales cu IP, administrare de resurse și spectru, transmisii radio software și calitatea serviciilor pentru aplicații multimedia.

Pe de altă parte, sunt amenajate la tot pasul o sumedenie de puncte de acces pentru LAN-urile fără fir 802.11, astfel încât unii oameni cred că 3G este nu numai o afacere neîncheiată, ci și că este condamnat la dispariție. În această viziune, oamenii se vor plimba de la un punct de acces 802.11 la altul pentru a rămâne conectați. A spune că „industria este într-o continuă creștere" este doar o imensă subestimare. Reveniți la această discuție peste 5 ani, ca să vedeți ce s-a întâmplat.

2.7 TELEVIZIUNEA PRIN CABLU

Am studiat până acum atât sistemele de telefonie fixă cât și pe cele de telefonie fără fir în mod egal. Ambele vor juca un rol important în rețelele viitorului. Totuși, o nouă alternativă disponibilă pentru rețelele fixe devine acum un jucător important: rețelele de televiziune prin cablu. Mulți oameni primesc deja telefonul și serviciile Internet prin cablu, iar operatorii de cablu muncesc din greu pentru a-și crește cota pe piață. În următoarele paragrafe vom privi mai în detaliu televiziunea prin cablu ca sistem de rețele și îl vom compara cu sistemele de telefonie pe care tocmai le-am studiat. Pentru mai multe informații despre televiziunea prin cablu, vezi (Laubach et al.,2001; Louis, 2002; Ovadia,2001; și Smith, 2002).

2.7.1 Televiziune prin antena colectivă

Televiziunea prin cablu fost concepută la sfârșitul anilor 1940 ca un mijloc de a oferi recepție mai bună oamenilor care trăiau în zone rurale sau muntoase. Inițial, sistemul era format dintr-o antenă mare montată pe vârful unui deal pentru a capta semnalul de televiziune din aer, un amplificator,

numit **amplificator terminal** (eng: **head end**), pentru a spori puterea semnalului, și un cablu coaxial pentru a transmite semnalul în casele oamenilor, după cum este ilustrat în fig. 2-46.

În primii ani, televiziunea prin cablu era numită t**eleviziune prin antena colectivă**. Se asemăna foarte mult cu o operație mama-și-tata; oricine era destul de îndemânatic la electronică putea pune la punct un serviciu pentru orașul lui, pentru ca apoi utilizatorii să participe la plata costurilor. Deoarece numărul de abonați a crescut, au trebuit adăugate cabluri în derivație din cablul original și s-au adăugat noi amplificatoare acolo unde a fost nevoie de ele. Transmisia era într-un singur sens, de la amplificatorul din capăt, de lângă antenă, spre utilizatori. Până în 1970, existau mii de astfel de sisteme independente.

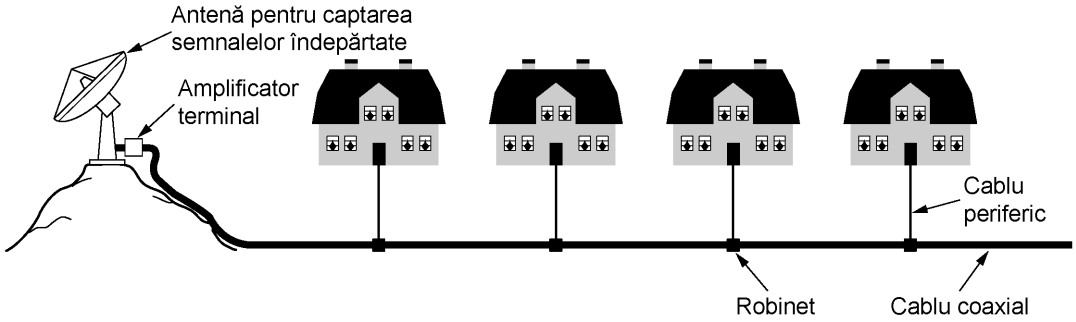


Fig. 2-46. Un sistem primitiv de televiziune prin cablu

În 1974, Time Inc., a pus bazele unui nou canal, Home Box Office, cu conținut nou (filme) și distribuit doar prin cablu. Au urmat alte canale distribuite doar pe cablu, cu știri, sport, gastronomie și multe alte subiecte. Această dezvoltare a dat naștere la două schimbări în industrie. În primul rând, mari corporații au început să cumpere sisteme de cablu deja existente și să întindă noi cabluri pentru a atrage noi abonați. În al doilea rând, exista acum cerința de a se conecta mai multe sisteme de cablu, adesea aflate în orașe îndepărtate, pentru a fi distribuite canalele noi de televiziune prin cablu. Companiile de cablu au început să întindă cabluri între orașele lor pentru a le conecta pe toate într-un sistem unic. Acest model a fost analog cu ceea ce s-a întâmplat în industria telefonică în urmă cu 80 de ani în cazul conectării oficiilor periferice izolate pentru a face posibile apelurile la distanță mare.

2.7.2 Internet prin cablu

De-a lungul anilor sistemul de cablu a crescut și cablurile dintre diversele orașe au fost înlocuite cu fibră cu lărgime de bandă mare, similar cu ceea ce s-a întâmplat în sistemul telefonic. Un sistem cu fibră pentru transportul pe distanțe lungi și cu cablu coaxial până la casele clienților este numit sistem **HFC** (**Hybrid Fiber Coax**, rom: hibrid fibră–coaxial). Convertoarele electro-optice folosite pentru interfațarea părților optice și electrice ale sistemului sunt numite **noduri de fibră**. Pentru că lărgimea de bandă a fibrei este mult mai mare decât cea a cablului coaxial, un nod de fibră poate alimenta mai multe cabluri coaxiale. O parte a unui sistem HFC modern este prezentat în fig. 2-47(a).

În ultimii anii, mulți operatori de cablu au decis să intre în afaceri legate de accesul la Internet, și adesea și în afaceri legate de telefonie. Totuși, diferențele tehnice dintre centralele de cablu și cele de telefon au efecte semnificative asupra operațiilor care trebuie făcute pentru a atinge aceste scopuri. De exemplu, toate amplificatoarele unidirecționale din sistem trebuie înlocuite cu amplificatoare bidirecționale.

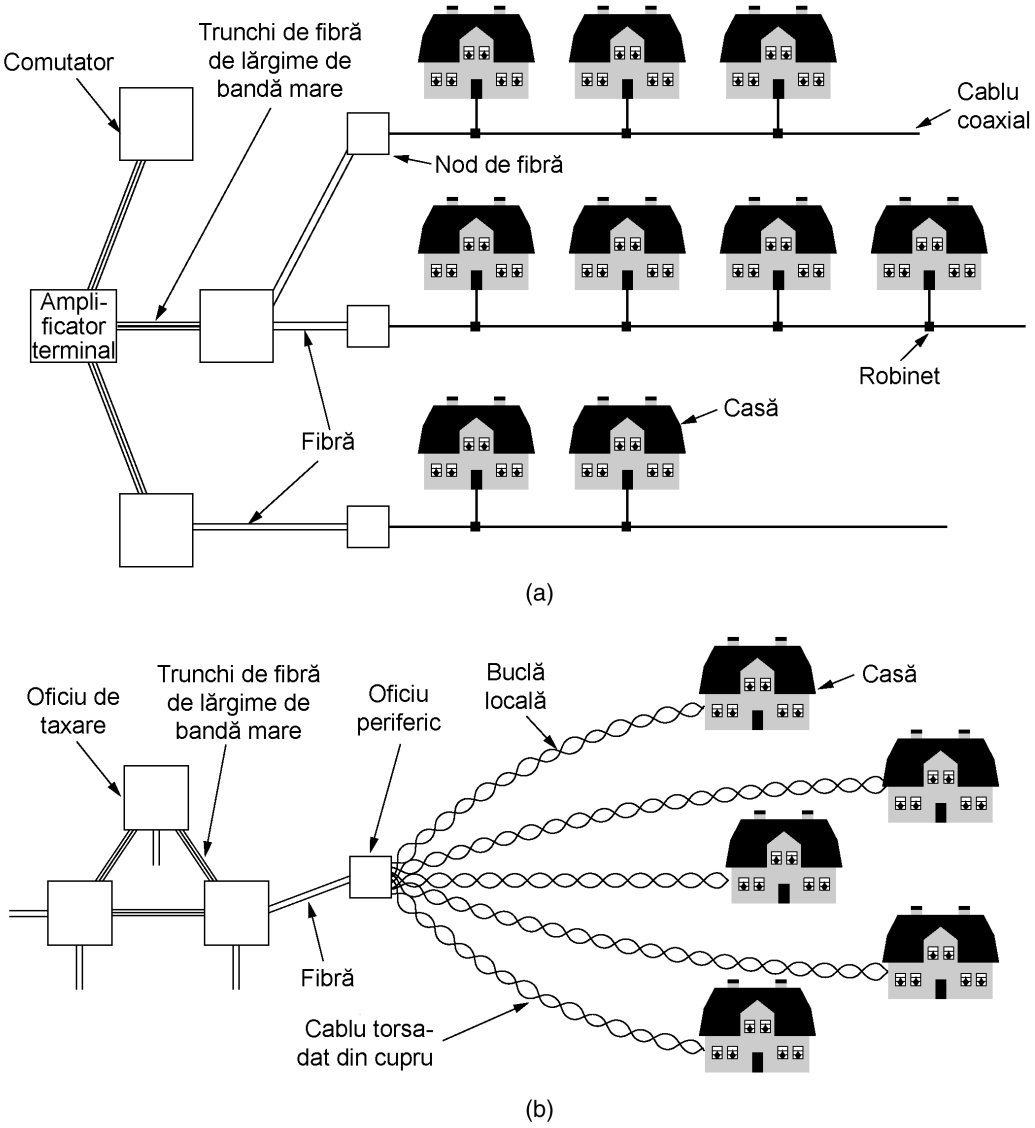


Fig. 2-47. (a) Televiziune prin cablu. (b) Sistemul de telefonie fixă.

Totuși, există între sistemul HFC din fig. 2-47(a) și sistemul telefonic din fig. 2-47(b) o diferență care este mult mai greu de înlăturat. În inima cartierelor, un singur cablu este utilizat în comun de mai multe case, pe când în sistemul telefonic, fiecare casă are propria buclă locală. Când este folosit pentru difuzarea televiziunii, această utilizare multiplă nu joacă nici un rol. Toate programele sunt difuzate pe cablu și nu are nici o importanță dacă sunt 10 telespectatori sau 10.000 de telespectatori. Când același cablu este utilizat pentru acces la Internet, contează foarte mult dacă sunt 10 utilizatori sau 10.000. Dacă unul dintre utilizatori se decide să preia de pe Internet un fișier foarte mare, lărgimea de bandă respectivă este teoretic luată de la alți utilizatori. Cu cât sunt mai mulți utilizatori, cu atât este mai mare competiția pentru lărgimea de bandă. Sistemul telefonic nu are această caracte-

ristică: salvarea unui fișier foarte mare prin intermediul unei linii ADSL nu reduce banda de frecvență a vecinului. Pe de altă parte, lărgimea de bandă a cablului coaxial este mult mai mare decât cea a perechilor torsadate.

Soluția prin care industria cablului a rezolvat această problemă a fost separarea cablurilor lungi și conectarea fiecăreia dintre bucăți direct la un nod de fibră. Lărgimea de bandă de la amplificator până la fiecare nod de fibră este teoretic infinită, așa că atâta timp cât nu sunt foarte mulți abonați pe fiecare segment de cablu, cantitatea de trafic este rezonabilă. În prezent, cablurile obișnuite deservesc 500-2000 de case. Din ce în ce mai mulți oameni se abonează la Internet prin cablu, așa că încărcarea ar putea să devină prea mare, necesitând mai multe separări și mai multe noduri de fibră.

2.7.3 Alocarea de spectru

Renunțarea la toate canalele TV și utilizarea infrastructurii de cablu strict pentru accesul la Internet ar genera probabil un număr considerabil de clienți iritați, astfel încât companiile de cablu ezită să facă acest lucru. Mai mult, cele mai multe orașe cenzurează serios ceea ce este pe cablu, astfel că operatorii de cablu nu ar putea face acest lucru nici dacă ar dori într-adevăr. Ca o consecință, a fost nevoie să se găsească o modalitate ca televiziunea si Internetul sa coexiste pe același cablu.

Canalele televiziunii prin cablu din America de Nord ocupă în mod normal regiunea de 54-550 MHz (mai puțin regiunea de la 88 la 108 MHz, atribuită radioului FM). Aceste canale au 6 MHz lățime, inclusiv benzile de siguranță. În Europa, limita inferioară este de obicei de 65 MHz și canalele au 6-8 MHz lățime pentru rezoluția mai înaltă cerută de PAL și SECAM, dar altfel schema de alocare este similară. Partea de jos a benzii nu este folosită. De asemenea, cablurile moderne pot opera cu mult peste 550 MHz, adesea la 750 MHz sau mai mult. Soluția aleasă a fost introducerea de canale ascendente în banda 5-42 MHz (ceva mai sus în Europa) și utilizarea frecvențelor de la limita superioară pentru canale descendente. Spectrul cablului este ilustrat în fig. 2-48.

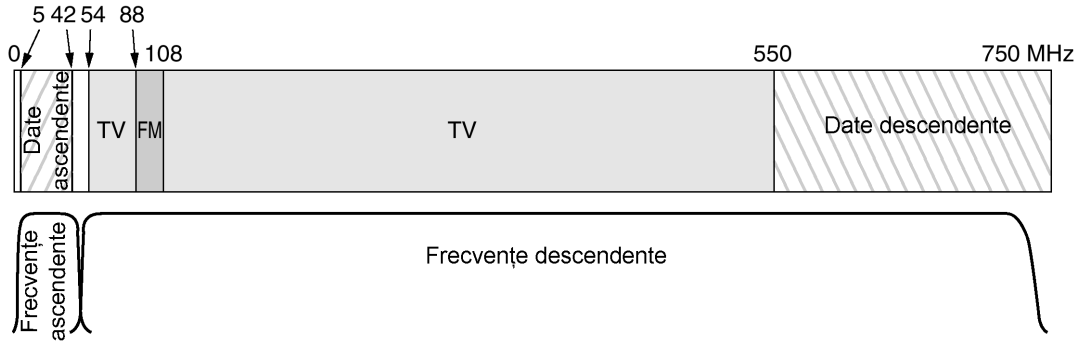


Fig. 2-48. Alocarea frecvențelor într-un sistem tipic de TV prin cablu folosit pentru acces la Internet

Observați că din momentul în care semnalele de televiziune sunt toate descendente, este posibil să se folosească amplificatoare ascendente care funcționează doar în regiunea 5-42 MHz și amplificatoare descendente care funcționează doar la 54 MHz și mai sus, după cum se vede în figură. Astfel, obținem o asimetrie între benzile ascendente și descendente, pentru că este disponibil mai mult spectru deasupra spectrului televiziunii, decât sub acesta. Pe de altă parte, mare parte din trafic este probabil descendent, astfel că operatorii de cablu nu sunt supărați din această cauză. După cum am

văzut mai devreme, și companiile telefonice oferă de obicei un serviciu DSL asimetric, chiar dacă nu au nici un motiv tehnic să facă acest lucru.

Cablurile coaxiale lungi nu sunt cu nimic mai bune în transmiterea semnalelor digitale decât sunt buclele locale lungi, astfel că modularea analogică este necesară și aici. Schema uzuală este să se ia fiecare canal descendent de 6 MHz sau 8 MHz și să se moduleze cu QAM-64 sau, pentru o calitate excepțională a transmisiei prin cablu, QAM-256. Cu un canal de 6 MHz și QAM-64 obținem 36 Mbps. După ce scădem supraîncărcarea, informația utilă netă este de aproape 27 Mbps. Cu QAM-256, informația utilă netă este aproape 39 Mbps. Valorile europene sunt cu 1/3 mai mari.

Pentru canalele ascendente, chiar și QAM-64 nu funcționează prea bine. Este prea mult zgomot de la microundele terestre, radiourile CB și alte surse, astfel că se folosește o schemă mai conservativă – QPSK. Această metodă (prezentată în fig. 2-25) generează 2 biți pe baud în loc de 6 sau 8 biți pe care QAM îi furnizează pe canalele descendente. În consecință, asimetria dintre banda descendentă și cea ascendentă este mai profundă decât sugerează fig. 2-48.

Pe lângă actualizarea amplificatoarelor, operatorul trebuie să actualizeze și capătul de pornire al cablului, transformându-l dintr-un amplificator primitiv într-un sistem computerizat digital inteligent cu o interfață de lărgime de bandă mare între fibră și ISP. Adesea și numele este actualizat, din amplificator terminal al cablului în **CTMS** (**Cable Modem Termination System**, rom: sistem terminal pentru modemuri de cablu). În continuarea acestui text, vom evita să facem o actualizare de nume și vom menține tradiționalul amplificator terminal al cablului (headend).

2.7.4 Modemuri de cablu

Accesul la Internet prin cablu necesită un modem pentru cablu, dispozitiv care conține două interfețe: una către calculator și una către rețeaua de cablu. În primii ani ai Internetului prin cablu, fiecare operator avea un modem propriu patentat pentru cablu, care era instalat de un tehnician al companiei de cablu. Totuși, a devenit în curând evident că un standard ar crea o piață competitivă de modemuri pentru cablu și ar scădea prețurile, încurajând astfel utilizarea serviciului. Mai mult, clienții care cumpără modemurile pentru cablu din magazin și le instalează singuri (la fel cum procedează cu modemurile telefonice V.9x) ar putea scuti firma de cheltuielile intervențiilor la domiciliu.

În consecință, operatorii de cablu mai importanți au făcut echipă cu o companie numită CableLabs pentru a produce un standard de modem de cablu și pentru a testa produsele din punct de vedere al compatibilității. Acest standard, numit **DOCSIS** (**Data Over Cable Service Interface Specification**, rom: specificațiile interfeței serviciului de date prin cablu) abia începe să înlocuiască modemurile patentate. Versiunea europeană se numește **EuroDOCSIS**. Nu tuturor operatorilor de cablu le place ideea unui standard, deoarece mulți dintre ei au făcut bani frumoși prin închirierea modemurilor lor către clienții lor captivi. Un standard public cu zeci de fabricanți care vând modemuri de cablu în magazine ar pune punct acestei practici profitabile.

Interfața modem-calculator este directă. Uzual, este 10 Mbps Ethernet (sau ocazional USB) în prezent. În viitor, întregul modem ar putea fi un card mic, conectat direct la calculator, la fel cum sunt modemurile interne V.9x .

Celălalt capăt este mai complicat. O mare parte a standardului se referă la ingineria radio, un subiect care este cu mult în afara scopului acestei cărți. Singura parte care merită să fie menționată aici este aceea că modemurile pentru cablu, ca și modemurile ADSL, sunt întotdeauna conectate. Ele deschid o conexiune când sunt activate și mențin acea conexiune atât timp cât sunt alimentate pentru că operatorii de cablu nu percep taxe diferite în funcție de durata conexiunii.

Pentru a înțelege mai bine cum funcționează aceste modemuri, să vedem ce se întâmplă atunci când un modem de cablu este conectat la rețeaua electrică și pornit. Modemul scanează canalele descendente căutând un pachet special, este trimis periodic de către alimentatorul terminal (headend) pentru a furniza parametrii sistemului către modemurile care tocmai s-au conectat. După ce detectează acest pachet, noul modem își anunță prezența pe unul dintre canalele ascendente. Amplificatorul terminal răspunde alocându-i modemului canalele corespunzătoare pentru flux ascendent și descendent. Aceste alocări pot fi schimbate mai târziu dacă amplificatorul terminal consideră că este necesar să echilibreze încărcarea.

Modemul determină apoi distanța de la amplificatorul terminal trimițând către acesta un pachet special și măsurând cât îi ia să primească răspunsul. Acest proces se numește **ranging** (rom: poziționare). Este important pentru modem să cunoască aceasta distanță pentru a regla modul de funcționare a canalelor de flux ascendent și pentru a reuși sincronizarea. Aceste canale sunt divizate în timp în **mini-intervale** (eng. minislots). Fiecare pachet de flux ascendent trebuie să încapă într-unul sau mai multe mini-intervale consecutive. Amplificatorul terminal anunță periodic începutul unei noi serii de mini-intervale, dar pistolul de start nu se aude simultan la toate modemurile, din cauza timpului de propagare prin cablu. Cunoscând cât de departe se află de capăt, fiecare modem poate să calculeze cu cât timp în urmă a început cu adevărat primul mini-interval. Lungimea mini-intervalelor este dependentă de rețea. O încărcare tipică este de 8 octeți.

În timpul inițializării, amplificatorul terminal alocă fiecărui modem și câte un mini-interval pentru a cere lățime de bandă de flux ascendent. Ca o regulă, mai multor modemuri li se va aloca același mini-interval, ceea ce duce la conflicte. Atunci când un calculator vrea să transmită un pachet, el transferă pachetul modemului, care cere apoi numărul de mini-intervale necesare pentru el. Dacă această cerere este acceptată, amplificatorul terminal transmite o confirmare pe canalul de flux descendent, spunându-i modemului ce mini-intervale au fost rezervate pentru pachetul său. Pachetul este apoi trimis, începând de la mini-intervalul alocat lui. Pentru a solicita transmisia de pachete adiționale se folosește un câmp din antet.

Pe de altă parte, dacă apare un conflict pentru mini-intervalul cerut, nu va exista nici o confirmare, iar modemul va aștepta un timp oarecare și apoi va încerca din nou. După fiecare eșec succesiv, timpul aleator maxim se dublează. (Pentru cititorii deja familiarizați într-o oarecare măsură cu rețelele, acest algoritm este ALOHA discretizat cu regresie exponențială binară. Nu se poate folosi Ethernet pe cablu pentru că stațiile nu pot asculta mediul. Vom reveni la aceste teme în Cap.4).

Canalele descendente sunt administrate diferit față de cele ascendente. În primul rând, avem un singur emițător (amplificatorul terminal), deci nu apar conflicte și nu este nevoie de mini-intervale, care reprezintă de fapt o multiplexare statistică prin divizarea timpului. În al doilea rând, traficul descendent este de obicei mult mai mare decât cel ascendent, astfel încât se folosește o dimensiune de pachet fixată la 204 octeți. O parte din acest pachet reprezintă codul corector de erori Reed-Solomon și alte informații suplimentare, lăsând utilizatorului un pachet util de 184 octeți. Aceste numere au fost alese pentru compatibilitate cu televiziunea digitală care folosește MPEG-2, astfel încât canalele TV și canelele de flux descendent de date să fie formatate identic. La nivel logic, conexiunile sunt prezentate în fig. 2-49.

Revenind la inițializarea modemului, o data ce un modem a terminat poziționarea și și-a căpătat canalul de flux ascendent, canalul de flux descendent și alocarea mini-intervalelor, este liber să înceapă să trimită pachete. Primul pachet este trimis către ISP cerând o adresă IP, care este alocată dinamic folosind un protocol numit DHCP, pe care îl vom studia în cap. 5. De asemenea cere și primește ora exactă de la amplificatorul terminal.

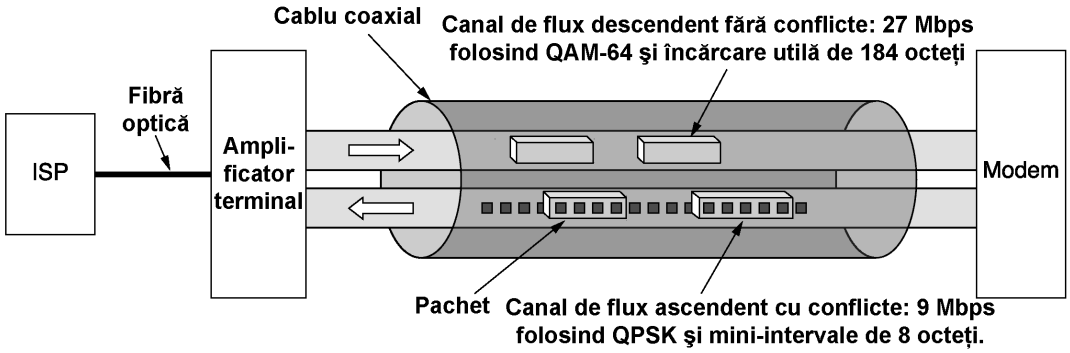


Fig. 2-49. Detaliile tipice pentru canalele de flux de date ascendent și descendent în America de Nord

Următorul pas implică securitatea. Cablul fiind un mediu partajat, oricine își dă silința poate să citească tot traficul care trece pe lângă el. Pentru a preveni situația în care oricine poate să își asculte vecinii (la propriu), tot traficul este criptat în ambele direcții. O parte a procedurii de inițializare presupune stabilirea cheilor de criptare. La început cineva ar putea să creadă că a avea doi străini, amplificatorul terminal și modemul care să stabilească o cheie secreta în plină zi cu mii de oameni uitându-se la ei ar fi imposibil. Se va demonstra că nu e așa, dar trebuie să așteptăm până în Cap. 8 ca să explicam cum (răspunsul, pe scurt: folosind algoritmul Diffie-Hellman).

În sfârșit, modemul trebuie să se conecteze și să ofere identificatorul său unic prin canalul sigur. În acest moment, inițializarea este completă. Utilizatorul poate să se conecteze la ISP și să treacă la treabă.

Se mai pot spune multe lucruri despre modemurile de cablu. Unele referințe relevante sunt (Adams și Dulchinos, 2001; Donaldson și Jones, 2001 și Dutta-Roy, 2001).

2.7.5 Comparație între ADSL și cablu

Care variantă este mai bună, ADSL sau cablul? Este ca și cum ai întreba care sistem de operare este mai bun. Sau care limbă este mai bună. Sau care religie. Răspunsul primit depinde de persoana întrebată. Să comparăm ADSL și cablul din câteva puncte de vedere. Ambele folosesc fibra optică drept coloană vertebrală, dar diferă la periferie. Sistemele prin cablu folosesc coaxial; ADSL folosește perechi torsadate. Capacitatea teoretică de transport a cablului este de sute de ori mai mare decât cea a perechii torsadate. Totuși, nu este disponibilă întreaga capacitate a cablului pentru utilizatorii de date, pentru că mare parte din lățimea de bandă este irosită de chestiuni nefolositoare cum sunt programele de televiziune.

Practic, este greu să facem o estimare generală pentru capacitatea efectivă. Furnizorii de ADSL fac anumite declarații despre lățimea de bandă (de exemplu, 1 Mbps flux descendent, 256 Kbps flux ascendent) și în general reușesc să onoreze în mod consistent cam 80 % din acestea. Furnizorii de cablu nu pot să declare nimic, deoarece capacitatea efectivă depinde de câți utilizatori sunt activi în acel moment pe segmentul de cablu al utilizatorului. Uneori poate fi mai bine decât cu ADSL, alteori poate fi mai rău. Ceea ce ar putea fi deranjant, totuși, este tocmai această variație imprevizibilă a calității serviciilor. Faptul că ai servicii excelente acum nu garantează servicii excelente peste un minut, deoarece se poate ca marele devorator de lărgime de bandă din oraș să-și fi pornit calculatorul.

Chiar dacă un sistem ADSL câștigă mai mulți utilizatori, creșterea numărului lor nu are un efect semnificativ asupra utilizatorilor existenți, pentru că fiecare utilizator are o conexiune dedicată. În cazul cablului, pe măsură ce mai mulți clienți se abonează la servicii Internet, performanța pentru utilizatorii existenți va scădea. Singurul remediu pentru operatorul de cablu este să separe cablurile aglomerate și să conecteze fiecare dintre ele direct la un nod de fibra optică. Acest lucru costă timp și bani, deci există presiuni financiare pentru a-l evita.

Ca o paranteză, am studiat deja un alt sistem bazat, la fel ca și cablul, pe folosirea unui canal partajat: sistemul telefonic mobil. Și aici, un grup de utilizatori, pe care i-am putea numi colegi de celula, împart o cantitate fixă de lărgime de bandă. În mod normal, aceasta este divizată prin FDM și TDM în felii fixe, alocate pentru utilizatorii activi, traficul de voce fiind destul de uniform. Dar pentru traficul de date, aceasta împărțire rigidă este foarte ineficientă, deoarece utilizatorii de date sunt deseori în așteptare, caz în care banda rezervată lor este irosită. Totuși, din acest punct de vedere, accesul prin cablu se aseamănă mai mult cu sistemul de telefonie mobilă decât cu acela de telefonie fixă.

Disponibilitatea serviciului este un aspect în care ADSL și cablul diferă. Toată lumea are un telefon, dar nu toți utilizatorii sunt destul de aproape de oficiul final pentru a obține ADSL. Pe de altă parte, nu toata lumea are televiziune prin cablu, dar dacă ai cablu și compania ta de cablu oferă acces Internet, poți să te abonezi. Distanța până la nodul de fibră optică sau până la amplificatorul terminal nu reprezintă o problemă. De asemenea, merită menționat că, deoarece cablul a pornit ca un mediu de distribuție al televiziunii, puține companii folosesc așa ceva.

Fiind un mediu punct-la-punct, ADSL este prin definiție mai sigur decât cablul. Orice utilizator de cablu poate citi cu ușurință pachetele ce vin pe cablu. Din acest motiv, orice furnizor de cablu decent va cripta traficul în ambele direcții. Oricum, chiar dacă știi că acela care îți citește mesajele criptate este vecinul tău, tot este mai puțin sigur decât dacă nu ți le citea nimeni.

Sistemul telefonic este în general mai de încredere decât cablul. Dispune, de exemplu, de un sistem suplimentar de alimentare cu energie în caz de urgență și funcționează normal chiar și în timpul unei pene de curent. La cablu, dacă energia pentru orice amplificator de-a lungul lanțului cade, toți utilizatorii de după el sunt deconectați instantaneu.

În sfârșit, cei mai mulți furnizori ADSL oferă posibilitatea alegerii unui ISP. Uneori li se cere acest lucru chiar prin lege. Nu este întotdeauna cazul cu operatorii prin cablu.

Concluzia este că ADSL și cablul sunt mai mult asemănătoare decât diferite. Oferă servicii comparabile și, cum competiția dintre ei se încinge, probabil că vor oferi și prețuri comparabile.

2.8 REZUMAT

Nivelul fizic stă la baza tuturor rețelelor. Natura impune două limite fundamentale asupra unui canal, iar acestea determină lărgimea de bandă. Este vorba despre limita Nyquist, care se aplică asupra canalelor fără zgomot, și limita Shannon, pentru canale cu zgomot.

Mediile de transmisie pot fi ghidate sau neghidate. Principalele medii ghidate sunt cablul torsadat, cablul coaxial și fibra optică. Mediile neghidate includ undele radio, microundele, undele în infraroșu și razele laser care se propagă prin aer. Un sistem de transmisie readus în actualitate este comunicația prin satelit, în special sistemele LEO.

Elementul cheie pentru majoritatea rețelelor pe arii geografic largi este sistemul telefonic. Componentele sale principale sunt buclele locale, trunchiurile și comutatoarele. Buclele locale sunt circuite analogice de cablu torsadat, care necesită folosirea modemurilor pentru transmisia datelor digitale. ADSL oferă viteze de până la 50 Mbps prin divizarea buclei locale în mai multe canale virtuale și modularea fiecăruia separat. Buclele locale fără fir reprezintă o noua direcție de dezvoltare de urmărit, în special LMDS.

Trunchiurile sunt digitale și pot fi multiplexate în mai multe moduri, printre care: FDM, TDM și WDM. Atât comutarea de circuite cât și comutarea de pachete reprezintă tehnologii importante.

Pentru aplicațiile mobile, sistemul de telefonie fixă (cu fir) nu este adecvat. Radioul celular este folosit tot mai mult pentru transmisia de voce, iar în curând va fi folosit frecvent și pentru schimbul de date. Prima generație de mobile a fost analogică, dominată de AMPS. A doua generație a fost digitală, cu D-AMPS, GSM și CDMA ca opțiuni majore. A treia generație va fi digitală și bazată pe CDMA de bandă largă.

Un sistem alternativ pentru accesul la rețea este sistemul de televiziune prin cablu, care a evoluat gradat de la o antenă colectivă la un sistem hibrid fibra optică–coax. Potențial, acesta oferă lărgime de bandă foarte mare, dar lărgimea de bandă reală disponibilă depinde semnificativ de numărul de utilizatori activi la un moment dat și de ceea ce fac ei.

2.9 PROBLEME

1. Calculați coeficienții Fourier pentru funcția $f(t) = t$, $(0 \le t \le 1)$.

2. Un canal de 4 KHz, fără zgomot, este eșantionat la fiecare 1 msec. Care este rata maximă de transfer a datelor?

3. Canalele de televiziune au o lățime de 6 MHz. Câți biți/sec pot fi transmiși dacă se folosesc semnale digitale pe patru niveluri? Considerați cazul unui canal fără zgomot.

4. Dacă un semnal binar este transmis pe un canal de 3 KHz al cărui raport semnal-zgomot este de 20dB, care este rata maximă de transfer a datelor ce se poate realiza?

5. Ce raport semnal-zgomot este necesar pentru a pune o purtătoare T1 pe o linie de 50 KHz?

6. Care este diferența dintre o stea pasivă și un repetor activ într-o rețea pe fibră optică?

7. Care este lărgimea de bandă existentă în 0,1 microni de spectru la o lungime de undă de 1 micron?

8. Se dorește să se transmită prin fibră optică o secvență de imagini de pe ecranul calculatorului. Ecranul are 480 x 640 pixeli, fiecare pixel având 24 biți. Există 60 imagini ecran pe secundă. Ce lățime de bandă este necesară și care este lungimea de undă necesară pentru această bandă la 1,30 microni?

9. Teorema lui Nyquist este adevărată și pentru fibra optică sau numai pentru cablul de cupru?

10. În fig. 2-6 banda din partea stângă este mai îngustă decât celelalte. De ce?

11. Deseori, antenele radio funcționează cel mai bine atunci când diametrul antenei este egal cu lungimea de undă a undei radio. Antenele rezonabile au între 1 cm și 5 m în diametru. Ce domeniu de frecvență acoperă acestea?

12. Atenuarea multi-căi este maximizată atunci când două raze sosesc cu un defazaj de 180 grade. Cât de mare trebuie să fie diferența de drum pentru a maximiza atenuarea în cazul unei legături prin microunde de 1 GHz având 50 km lungime?

13. O rază laser de 1 mm lățime este urmărită de un detector de 1 mm lățime aflat la 100 m distanță, pe acoperișul unei clădiri. Care este limita maximă a deviației unghiulare (în grade) a laserului pentru care raza poate fi captată de detector ?

14. Cei 66 de sateliți de joasă altitudine din proiectul Iridium sunt împărțiți în 6 coliere în jurul Pământului. La altitudinea la care sunt folosiți, perioada de rotație este de 90 minute. Care este intervalul mediu pentru timpii morți (de inactivitate) în cazul unui emițător staționar?

15. Se considera un satelit la altitudinea sateliților geostaționari, dar al cărui plan orbital este înclinat față de planul ecuatorului cu un unghi ϕ. Un utilizator staționar se află pe suprafața pământului la latitudinea nordică ϕ. Este adevărat că acestui utilizator i se pare că satelitul este nemișcat pe cer? Dacă nu, descrieți mișcarea pe care o percepe.

16. Câte coduri de oficiu final erau înainte de 1984, atunci când fiecare oficiu final era identificat după codul său de zonă, format din 3 cifre, combinat cu primele trei cifre ale numărului local ? Codurile de zonă începeau cu o cifra din intervalul 2-9, avea a doua cifră un 0 sau un 1 și se puteau termina cu orice cifră. Primele două cifre din numărul local erau întotdeauna din intervalul 2-9. A treia cifră putea fi oricare.

17. Folosind *numai* datele din text, care este numărul maxim de telefoane pe care sistemul existent în SUA le poate suporta fără a se schimba numerotația și fără a se adăuga echipament adițional? Ar putea fi atins acest număr în realitate? Pentru simplificarea ipotezei, un calculator sau un fax este numărat tot ca un telefon. Presupuneți că exista un singur dispozitiv pentru o linie de abonat.

18. Un sistem telefonic simplu este alcătuit din două oficii finale și un singur oficiu de taxare, la care fiecare oficiu final este conectat printr-un trunchi duplex de 1 MHz. Un telefon obișnuit este folosit pentru a face 4 apeluri într-o zi lucrătoare de 8 ore. Durata medie a unui apel este de 6 minute. 10% dintre apeluri sunt de distanță lungă (adică traversează oficiul de taxare). Care este numărul maxim de telefoane pe care îl poate suporta un oficiu final? (presupuneți 4 KHz pe circuit)

19. O companie regională de telefoane are 10 milioane de abonați. Fiecare dintre telefoanele acestora este conectat la un oficiu central printr-un cablu torsadat de cupru. Lungimea medie a acestor cabluri este de 10 km. Cât de mult reprezintă cuprul din valoarea buclelor locale? Presupuneți că secțiunea transversală a fiecărui fir este de 1 mm diametru, greutatea specifică a cuprului este 9,0 și cuprul se vinde cu 3 dolari pe kg.

20. O conductă de petrol este un sistem simplex, half duplex, full duplex sau nici una dintre variantele menționate?

21. Costul unui microprocesor rapid a scăzut într-atât încât este posibil să se includă câte unul în fiecare modem. Cum afectează aceasta gestiunea erorilor liniei telefonice?

22. O diagramă-constelație a unui modem, similară celei din fig. 2-25, are puncte la următoarele coordonate: (1,1), (1,-1), (-1,1) și (-1,-1). Câți biți pe secundă poate atinge un modem cu acești parametri, la 1200 baud ?

23. O diagramă-constelație a unui modem, similară celei din fig. 2-25, are puncte în (0,1) și (0,2). Modemul folosește modulație în fază sau modulație în amplitudine?

24. Într-o diagramă-constelație, toate punctele sunt situate pe un cerc centrat în origine. Ce fel de modulație se folosește ?

25. Câte frecvențe folosește un modem full-duplex QAM-64?

26. Un sistem ADSL care folosește DMT alocă 3/4 dintre canalele de date disponibile pentru legătura de flux descendent. Se folosește o modulație QAM-64 pe fiecare canal. Care este capacitatea legăturii de flux descendent?

27. În exemplul de LMDS cu patru sectoare din fig. 2-30, fiecare sector are propriul său canal de 36 Mbps. Potrivit teoriei cozilor, dacă un canal este 50% plin, timpul de așteptare va fi egal cu timpul de transfer descendent. În aceste condiții, cât durează să se transfere o pagină Web de 5 KB ? Cât timp durează să se transfere aceeași pagină pe o linie ADSL de 1 Mbps ? Dar cu un modem de 56 Kbps ?

28. Zece semnale, fiecare necesitând 4000 Hz, sunt multiplexate în același canal utilizând FDM. Care este lățimea de bandă minimă necesară pentru canalul multiplexat? Presupunem că benzile suplimentare (de gardă) au lățimea de 400 Hz.

29. De ce a fost stabilit timpul de eșantionare PCM la 125 μsec?

30. Care este procentul de supraîncărcare pe o purtătoare T1? Mai exact, ce procent din cei 1.544 Mbps nu este pus la dispoziția utilizatorului final?

31. Comparați rata maximă de transfer al datelor pe un canal de 4 KHz, fără zgomot, care folosește:
a) codificare analogică (de ex. QPSK) cu 2 biți pe eșantion;
b) sistemul PCM T1.

32. Dacă un sistem cu purtătoarea T1 se desincronizează și pierde tactul, el încearcă să se resincronizeze folosind primul bit din fiecare cadru. Câte cadre vor trebui inspectate, în medie, pentru a se resincroniza cu o probabilitate de eșec de 0,001?

33. Care este diferența, dacă există vreuna, între blocul de demodulare a unui modem și blocul de codificare a unui codec? (În definitiv, ambele convertesc semnale analogice în semnale digitale.)

34. Un semnal este transmis digital pe un canal de 4 KHz, fără zgomot, cu un eșantion la fiecare 125 μs. Câți biți sunt de fapt transmiși pe secundă pentru fiecare dintre aceste metode de codificare:
a) Standardul CCITT de 2,048 Mbps;
b) DPCM cu o valoare relativă a semnalului pe 4 biți;
c) Modulația delta.

35. Un semnal pur sinusoidal de amplitudine A este codificat folosind modulația delta, cu x eșantioane/secundă. Un semnal de ieșire de +1 corespunde unei schimbări a semnalului cu $+A/8$ iar un semnal de ieșire de -1 corespunde unei schimbări a semnalului cu $-A/8$. Care este cea mai mare frecvență care poate fi urmărită fără erori cumulative?

36. Ceasurile SONET au o rată de deviație de aproximativ $1/10^9$. Cât timp este necesar pentru ca deviația să egaleze lățimea unui bit? Care sunt implicațiile acestui calcul?

37. În fig. 2-37 rata de transfer a datelor utilizatorului pentru OC-3 a fost stabilită la 148,608 Mbps. Arătați cum poate fi obținut acest număr din parametrii SONET OC-3.

38. Pentru a fi integra rate de transmisie a datelor mai mici decât STS-1, SONET are un sistem de fluxuri parțiale virtuale (VT, eng. Virtual Tributaries). O VT este o încărcătură utilă parțială care poate fi inserată într-un cadru STS-1 și combinată cu alte încărcături parțiale pentru a completa un cadru de date. VT1.5 folosește 3 coloane, VT2 folosește 4 coloane, VT3 folosește 6 coloane, iar VT6 folosește 12 coloane dintr-un cadru STS-1. Care dintre VT poate integra:
a) un serviciu DS-1 (1.544 Mbps) ?
b) serviciul european CEPT-1 (2.048 Mbps) ?
c) un serviciu DS-2 (6.312 Mbps) ?

39. Care este diferența esențială dintre comutarea de mesaje și comutarea de pachete ?

40. Care este lățimea de bandă disponibilă utilizatorului într-o conexiune OC-12c?

41. Se dau trei rețele cu comutare de pachete, conținând fiecare câte n noduri. Prima rețea are o topologie stea cu un comutator central, cea de-a doua este un inel (bidirecțional), iar cea de-a treia este interconectată complet, având câte o legătură de la fiecare nod către toate celelalte noduri. Care sunt lungimile căilor, măsurate în salturi (între noduri), pentru cazul cel mai bun, pentru cazul mediu și pentru cazul cel mai defavorabil?

42. Comparați întârzierea în transmisia unui mesaj de x biți pe o cale de k salturi (între noduri) dintr-o rețea cu circuite comutate și într-o rețea cu comutare de pachete (puțin aglomerată). Timpul de stabilire a circuitului este S sec, întârzierea de propagare este d sec/salt, dimensiunea pachetului este de p biți și rata de transfer a datelor este b biți/sec. În ce condiții rețeaua cu comutare de pachete are o întârziere mai mică?

43. Presupunem că x biți de date ale utile trebuie transmiși pe o cale de k salturi (între noduri), într-o rețea cu comutare de pachete, ca o serie de pachete; fiecare pachet conține p biți de date și h biți pentru antet, cu $x >> (p+h)$. Rata de transfer a liniei este de b bps și întârzierea de propagare este neglijabilă. Ce valoare a lui p minimizează întârzierea totală?

44. Într-un sistem tipic de telefonie mobilă cu celule hexagonale, este interzis să se refolosească banda de frecvențe a unei celule într-o celulă adiacentă. Dacă sunt disponibile în total de 840 frecvențe, câte frecvențe se pot folosi într-o anumită celulă?

45. Aranjamentul real a celulelor este rareori atât de regulat precum cel din fig. 2-41. Până și formele celulelor individuale sunt de obicei neregulate. Dați un motiv plauzibil pentru acest fapt.

46. Faceți o estimare sumară a numărului de microcelule PCS de 100 m diametru, care ar fi necesare pentru a acoperi San Francisco (120 km^2).

47. Uneori, atunci când un utilizator traversează granița dintre două celule, apelul curent se termină brusc, deși toate emițătoarele și receptoarele funcționează perfect. De ce?

48. D-AMPS oferă o calitate a vocii sensibil mai slabă decât GSM. Este adevărat că acest fapt se datorează cerinței ca D-AMPS să păstreze compatibilitatea cu AMPS, în timp ce GSM nu a avut astfel de constrângeri? Dacă nu, care este cauza ?

49. Calculați numărul maxim de utilizatori pe care D-AMPS îi poate suporta simultan într-o singură celulă. Faceți același calcul pentru GSM. Explicați diferența.

50. Să presupunem că A, B și C transmit simultan biți 0 folosind sistemul CDMA cu secvențele de felii din fig. 2-45(b). Care este secvența de felii rezultată?

51. În discuția despre ortogonalitatea secvențelor de felii CDMA, s-a afirmat că dacă $\mathbf{S} \bullet \mathbf{T} = 0$ atunci și $\mathbf{S} \bullet \overline{\mathbf{T}} = 0$. Demonstrați acest fapt.

52. Considerați un alt mod de a privi proprietatea de ortogonalitate a secvențelor de felii CDMA: fiecare bit dintr-o pereche de secvențe se poate potrivi sau nu. Exprimați proprietatea de ortogonalitate în termeni de potriviri și nepotriviri.

53. Un receptor CDMA primește următoarele felii : (-1 +1 –3 +1 -1 -3 +1 +1). Folosind secvențele de felii definite în fig. 2-45 (b), care dintre stații au transmis și ce biți a transmis fiecare?

54. La nivelul inferior, sistemul telefonic este construit în formă de stea, cu toate buclele locale dintr-un cartier convergente către un oficiu final. Din contră, televiziunea prin cablu este alcătuită dintr-un singur cablu lung, cu un traseu șerpuit pe deasupra tuturor caselor din același cartier. Presupunem că în viitor cablul TV va fi din fibră optică de 10 Gbps în loc de cupru. Ar putea acesta fi folosit pentru a simula modelul telefonic în care fiecare să aibă propria sa linie către oficiul final? Dacă da, câte case cu un telefon pot fi conectate la o singură fibră optică?

55. Un sistem de TV prin cablu are 100 de canale comerciale, fiecare din acestea alternând programele cu publicitatea. Această organizare seamănă cu TDM sau cu FDM ?

56. O companie de cablu decide să ofere acces Internet prin cablu într-un cartier cu 5000 de case. Compania folosește un cablu coaxial și o alocare de spectru care oferă o lățime de bandă de 100 Mbps pentru flux descendent pentru fiecare cablu. Pentru a atrage clienții, compania decide să garanteze cel puțin 2 Mbps lățime de bandă pentru flux descendent pentru fiecare casă, în orice moment. Descrieți modul în care trebuie să acționeze compania de cablu pentru a oferi această garanție.

57. Utilizând alocarea spectrală ilustrată în fig. 2-48 și informațiile date în text, câți Mbps alocă un sistem de cablu pentru fluxul ascendent și câți pentru cel descendent ?

58. Cât de repede poate un utilizator de cablu să primească date dacă rețeaua este în rest inactivă ?

59. Multiplexarea fluxurilor multiple de date STS-1, numite fluxuri parțiale (eng: Tributaries), joacă un rol important în SONET. Un multiplexor 3:1 multiplexează trei fluxuri parțiale STS-1 primi-

te la intrare într-un flux de ieșire STS-3. Multiplexarea este făcută octet cu octet, adică primii trei octeți de ieșire sunt primii octeți ai fluxurilor parțiale 1, 2 respectiv 3. Următorii octeți de ieșire alcătuiesc al doilea grup de fluxuri 1, 2 și 3, și așa mai departe. Scrieți un program care să simuleze acest multiplexor 3:1. Programul va conține 5 procese. Procesul principal creează patru alte procese, câte unul pentru fiecare dintre cele 3 fluxuri parțiale STS-1 și unul pentru multiplexor. Fiecare proces de tip flux parțial citește un cadru STS-1 din fișierul de intrare ca pe o succesiune de 810 biți și își trimite cadrul octet cu octet procesului multiplexor. Procesul multiplexor recepționează octeții și furnizează la ieșire un cadru STS-3 (tot octet cu octet) prin afișarea pe ecran. Pentru comunicația între procese folosiți conducte (eng: pipe).

3

NIVELUL LEGĂTURĂ DE DATE

În acest capitol vom studia arhitectura nivelului 2, nivelul legătură de date. Acest studiu se ocupă de algoritmii de obținere a unei comunicații eficiente și sigure, între două mașini adiacente la nivelul legăturii de date. Prin adiacență înțelegem că cele două mașini sunt conectate fizic printr-un canal de comunicație care se manifestă conceptual ca un fir (de exemplu, un cablu coaxial, o linie telefonică sau un canal de comunicație fără fir, de tip punct la punct). Calitatea esențială a unui canal care îl face asemănător unui fir este aceea că biții sunt livrați în exact aceeași ordine în care sunt transmiși.

La început ați putea crede că această problemă este atât de simplă, încât nu există programe de analizat - mașina A pune biții pe fir și mașina B îi preia. Din păcate, circuitele de comunicație produc uneori erori. În plus, ele au numai o rată finită a datelor și există o întârziere a propagării, nenulă, între momentul în care un bit este emis și momentul în care acesta este recepționat. Aceste limitări au implicații importante pentru eficiența transferului de date. Protocoalele utilizate pentru comunicație trebuie să ia în considerare toți acești factori. Aceste protocoale reprezintă subiectul capitolului de față.

După o introducere în principalele aspecte ale proiectării nivelului legătură de date, vom începe studiul protocoalelor examinând natura erorilor, cauzele producerii lor și cum pot fi ele detectate și corectate. Apoi vom studia o serie de protocoale din ce în ce mai complexe, fiecare dintre ele rezolvând cât mai multe dintre problemele prezente la acest nivel. Vom încheia cu un studiu al modelării și corectitudinii protocoalelor și vom da câteva exemple de protocoale ale legăturii de date.

3.1 ASPECTE ALE PROIECTĂRII NIVELULUI LEGĂTURĂ DE DATE

Nivelul legătură de date are un număr de funcții specifice pe care trebuie să le îndeplinească. Aceste funcții includ:

1. Furnizarea unei interfețe bine-definite către nivelul rețea
2. Tratarea erorilor de transmisie
3. Reglarea fluxului cadrelor în așa fel, încât receptorii lenți să nu fie inundați de către emițători rapizi.

Pentru a îndeplini aceste scopuri, nivelul legătură de date primește pachete de la nivelul rețea, pe care le încapsulează în **cadre** în vederea transmiterii. Fiecare cadru conține un antet, un câmp de informație utilă pentru pachet și încheiere, după cum se vede în fig. 3-1. Gestionarea cadrelor reprezintă esența a ceea ce face nivelul legătură de date. In secțiunile următoare vom examina in detaliu toate aspectele menționate anterior.

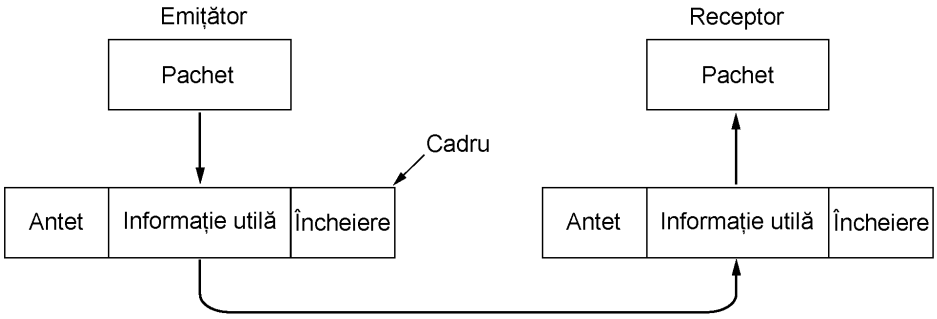


Fig. 3-1. Relația dintre pachete și cadre.

Cu toate că acest capitol se referă numai la nivelul legătură de date și la protocoalele legăturii de date, multe dintre principiile pe care le vom studia aici, cum ar fi controlul erorilor și controlul fluxului, se regăsesc și în protocoalele de transport, și în alte protocoale. În realitate, în multe rețele, aceste funcții se găsesc doar la nivelurile superioare, nu și la nivel legătură de date. Oricum, indiferent de nivelul la care se găsesc, principiile sunt aproximativ aceleași, deci nu contează prea mult unde le studiem. La nivelul legăturii de date ele apar de obicei în forma cea mai simplă și cea mai pură, făcând din acest nivel un loc foarte potrivit studierii detaliate a acestor principii.

3.1.1 Servicii oferite nivelului rețea

Funcția nivelului legătură de date este să ofere servicii nivelului rețea. Principalul serviciu este transferul datelor de la nivelul rețea al mașinii sursă la nivelul rețea al mașinii destinație. La nivelul rețea al mașinii sursă există o entitate, să-i spunem proces, care trimite biți către nivelul legătură de date, pentru a fi transmiși la destinație. Funcția nivelului legătură de date este să transmită biții spre mașina destinație, pentru ca acolo să fie livrați nivelului rețea, așa cum se arată în fig. 3-2(a). Transmisia efectivă urmează calea din fig. 3-2(b), dar este mai ușor de înțeles în termenii a două procese

ale nivelului legătură de date care comunică utilizând un protocol al legăturii de date. Din acest motiv, pe parcursul acestui capitol, vom folosi în mod implicit modelul din fig. 3-1(a).

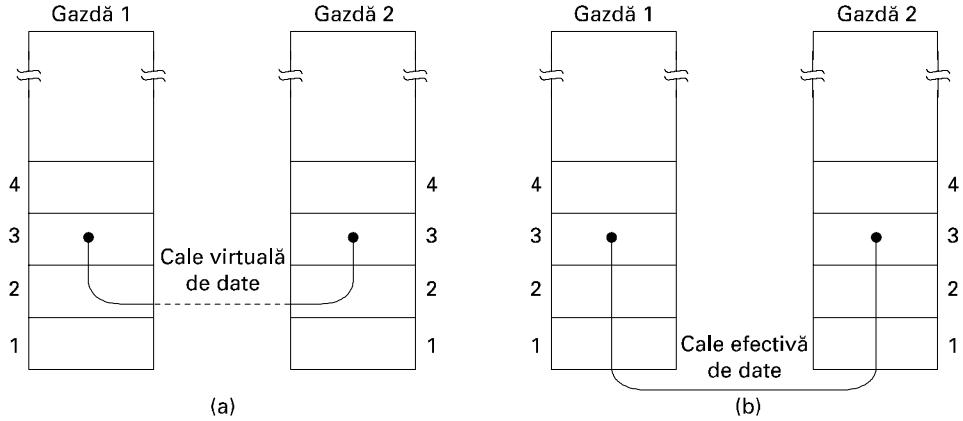


Fig. 3-2. (a) Comunicație virtuală. (b) Comunicație efectivă.

Nivelul legătură de date poate fi proiectat să ofere diferite servicii. Serviciile efective oferite pot varia de la sistem la sistem. Trei posibilități de bază, oferite în mod curent, sunt:

1. Serviciu neconfirmat fără conexiune.
2. Serviciu confirmat fără conexiune.
3. Serviciu confirmat orientat-conexiune.

Să le analizăm pe rând pe fiecare dintre acestea.

Serviciul neconfirmat fără conexiune constă din aceea că mașina sursă trimite cadre independente către mașina destinație, fără ca mașina destinație să trebuiască să confirme primirea lor. În acest caz, nu sunt necesare stabilirea și desființarea unei conexiuni logice. Dacă un cadru este pierdut datorită zgomotului de pe linie, la nivelul legătură de date nu se face nici o încercare pentru recuperarea lui. Această clasă de servicii este adecvată atunci când rata de erori este foarte scăzută, încât recuperarea este lăsată în sarcina nivelurilor superioare. De asemenea, este adecvată pentru traficul de timp real, cum ar fi cel de voce, unde a primi date cu întârziere este mai rău decât a primi date eronate. Majoritatea LAN-urilor utilizează la nivelul legăturii de date servicii neconfirmate fără conexiune.

Următorul pas în ceea ce privește siguranța este serviciul confirmat fără conexiune. Atunci când este oferit acest serviciu, încă nu se utilizează conexiuni, dar fiecare cadru trimis este confirmat individual. În acest mod, emițătorul știe dacă un cadru a ajuns sau nu cu bine. Dacă nu a ajuns într-un interval de timp specificat, poate fi trimis din nou. Acest serviciu este folositor pentru canale nesigure, cum ar fi sistemele fără fir.

Poate că merită să subliniem că asigurarea confirmării la nivelul legăturii de date este doar o optimizare, niciodată o cerință. Nivelul rețea poate întotdeauna să trimită un mesaj și să aștepte să fie confirmat. Dacă confirmarea nu apare în timp util, atunci emițătorul poate retrimite întregul mesaj.

Problema cu această strategie este aceea că, de obicei, cadrele au o lungime maximă impusă de hardware, iar pachetele nivelului rețea nu au aceasta limitare. Dacă pachetul mediu este spart în, să zicem, 10 cadre și 20% din totalul cadrelor sunt pierdute, transmiterea acestuia poate lua foarte mult timp. În cazul în care cadrele individuale sunt confirmate și retransmise, pachetele întregi vor fi transmise mult mai rapid. Pe canale sigure, precum fibra optică, costul suplimentar implicat de un

astfel de protocol al legăturii de date poate fi nejustificat, dar pe canale fără fir, costul este pe deplin justificat datorită nesiguranței acestora.

Revenind la serviciile noastre, cel mai sofisticat serviciu pe care nivelul legătură de date îl pune la dispoziția nivelului rețea este serviciul orientat-conexiune. În cazul acestui serviciu, mașinile sursă și destinație stabilesc o conexiune înainte de a transfera date. Fiecare cadru trimis pe conexiune este numerotat și nivelul legătură de date garantează că fiecare cadru trimis este într-adevăr recepționat. Mai mult, garantează că fiecare cadru este recepționat exact o dată și toate cadrele sunt recepționate în ordinea corectă. În schimb, în cazul serviciului fără conexiune, este posibil ca, datorită unei confirmări pierdute, un cadru să fie transmis de mai multe ori și, prin urmare, recepționat de mai multe ori. Spre deosebire de acesta, serviciul orientat conexiune furnizează proceselor de la nivelul rețea echivalentul unui flux de biți sigur.

Atunci când este utilizat serviciul orientat conexiune, transferurile au trei faze distincte. În prima fază este stabilită conexiunea, ambele părți inițializând variabile și contoare, utilizate pentru a ține evidența cadrelor care au fost recepționate și a celor care nu au fost. În a doua fază, sunt transmise unul sau mai multe cadre. În a treia și ultima fază, conexiunea este desființată, eliberând variabilele, tampoanele și alte resurse utilizate la menținerea conexiunii.

Să considerăm un exemplu tipic: o subrețea WAN formată din rutere conectate prin linii telefonice punct-la-punct, închiriate. Când un cadru ajunge la un ruter, hardware-ul verifică absența erorilor (folosind tehnici pe care le vom studia mai târziu în acest capitol), și trimite cadrul programelor nivelului legătură de date (care se pot afla într-un cip de pe adaptorul de rețea). Programele nivelului legătură de date verifică dacă acesta este cadrul așteptat și, dacă este așa, trimit pachetul din câmpul de informație utilă către programele de dirijare. Programele de dirijare aleg linia de ieșire corespunzătoare și trimit pachetul înapoi, către programele nivelului legătură de date, care apoi îl transmit. Fluxul dintre două rutere este reprezentat în fig. 3-3.

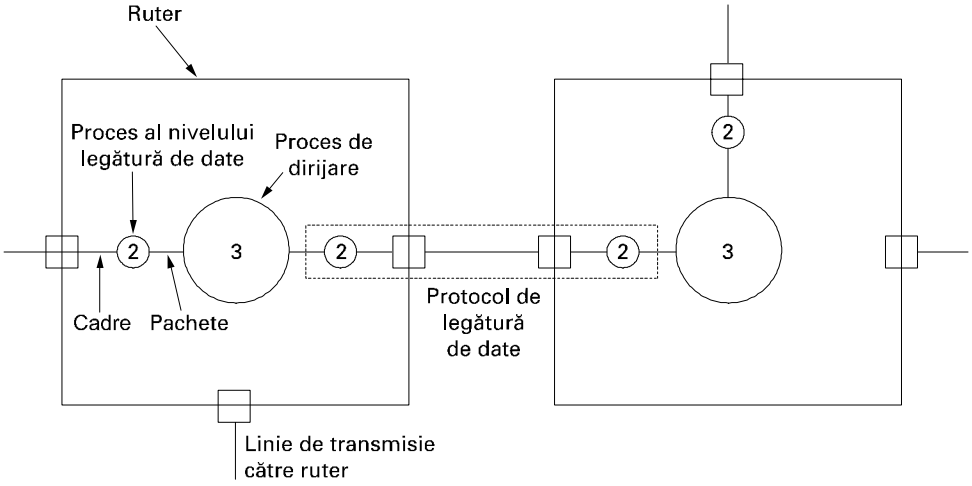


Fig. 3-3. Plasarea protocolului legătură de date.

Programul de dirijare dorește de obicei ca operația să fie corect executată, ceea ce presupune conexiuni secvențiale sigure pe fiecare linie punct-la-punct. El nu vrea să fie deranjat prea des de pachete care s-au pierdut pe drum. Este sarcina protocolului legăturii de date, prezentat în dreptun-

ghiul punctat, să facă liniile de comunicație nesigure să pară perfecte sau, cel puțin, suficient de bune. Această proprietate este foarte importantă pentru legăturile fără fir, care sunt, prin natura lor, foarte nesigure. Ca o remarcă, cu toate că am prezentat copii ale programelor nivelului legătură de date în fiecare ruter, de fapt există o singură copie, care tratează toate liniile, utilizând tabele și structuri de date diferite pentru fiecare dintre ele.

3.1.2 Încadrarea

În vederea furnizării unui serviciu nivelului rețea, nivelul legătură de date trebuie să utilizeze serviciul furnizat de către nivelul fizic. Sarcina nivelului fizic este să primească un flux de biți și să încerce să-l trimită la destinație. Nu se garantează că acest flux de biți nu conține erori. Numărul de biți recepționați poate fi mai mic, egal cu, sau mai mare decât numărul de biți transmiși și pot avea valori diferite. Este la latitudinea nivelului legătură de date să detecteze și, dacă este necesar, să corecteze erorile.

Abordarea uzuală pentru nivelul legătură de date este să spargă șirul de biți în cadre discrete și să calculeze suma de control pentru fiecare cadru. (Algoritmii pentru suma de control vor fi discutați mai târziu în acest capitol.) Atunci când un cadru ajunge la destinație, suma de control este recalculată. Dacă noua sumă de control este diferită de cea conținută în cadru, nivelul legătură de date știe că a apărut o eroare și face operațiile necesare pentru a o rezolva (de exemplu, elimină cadrul eronat și probabil trimite înapoi un raport de eroare).

Spargerea șirului de biți în cadre este mai dificilă decât pare la prima vedere. O cale pentru a realiza această încadrare este inserarea de intervale de timp între cadre, așa cum inserăm spații între cuvinte într-un text normal. Totuși, rețelele dau rareori garanții referitoare la timp, așa că este posibil ca aceste intervale să fie comprimate sau ca în timpul transmisiei să fie inserate alte intervale.

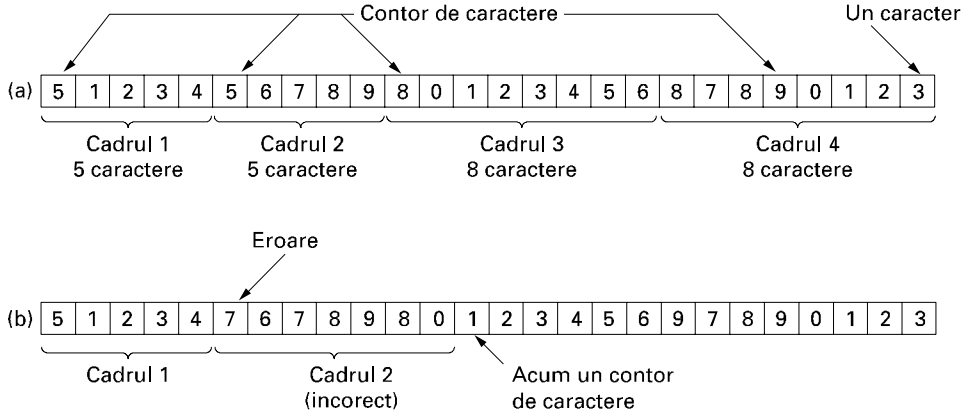


Fig. 3-4. Un șir de caractere. (a) Fără erori. (b) Cu o eroare.

Deoarece este prea periculos să ne bizuim pe timp pentru a marca începutul și sfârșitul fiecărui cadru, au fost elaborate alte metode. În această secțiune vom analiza patru metode:

1. Numărarea caracterelor.
2. Indicatori cu inserare de octeți.
3. Indicatori de început și de sfârșit, cu inserare de biți.
4. Violarea codificărilor la nivel fizic.

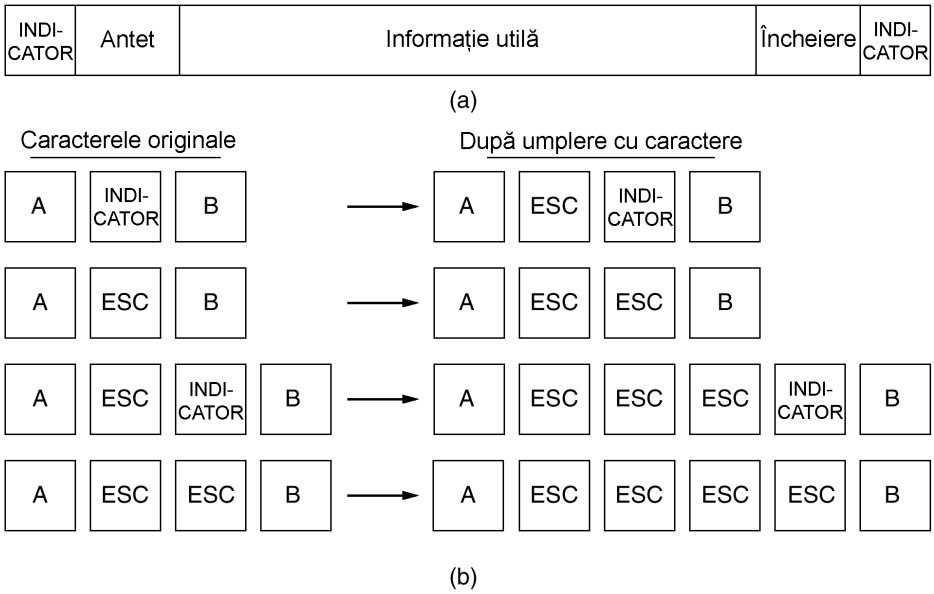


Fig. 3-5. (a) Cadru delimitat de octeți indicatori. (b) Patru exemple de secvențe de octeți înainte și după inserare

Prima metodă de încadrare utilizează un câmp din antet pentru a specifica numărul de caractere din cadru. Atunci când nivelul legătură de date de la destinație primește contorul de caractere, știe câte caractere urmează și unde este sfârșitul cadrului. Această tehnică este prezentată în fig. 3-4 (a) pentru patru cadre de dimensiune de 5, 5, 8 și 8 caractere.

Problema cu acest algoritm este că valoarea contorului poate fi alterată de erori de transmisie. De exemplu, dacă contorul de caractere din al doilea cadru din fig. 3-4(b) din 5 devine 7, destinația va pierde sincronizarea și va fi incapabilă să localizeze începutul cadrului următor. Chiar dacă suma de control este incorectă și destinația știe că a primit cadru eronat, nu există nici o posibilitate de a determina unde începe următorul cadru. Nu ajută nici trimiterea unui cadru înapoi la sursă, cerând o retransmisie, deoarece destinația nu știe peste câte caractere să sară pentru a începe retransmisia. Din acest motiv, metoda contorizării caracterelor este rar utilizată.

A doua metodă de încadrare înlătură problema resincronizării după o eroare, prin aceea că fiecare cadru începe și se termină cu o secvența specială de octeți. Inițial, octeții ce indicau începutul, respectiv sfârșitul erau diferiți, dar în ultimii ani s-a trecut la utilizarea unui singur octet, numit octet indicator, atât ca indicator de început, cât și de sfârșit, așa cum se prezintă in fig. 3-5(a). În acest fel, dacă receptorul pierde sincronizarea, acesta poate căuta octetul indicator pentru a găsi sfârșitul cadrului. Doi octeți indicatori consecutivi indică sfârșitul unui cadru și începutul celui care urmează.

O problemă serioasă cu această metodă apare atunci când se transmit date binare, cum ar fi un obiect sau numere în virgulă mobilă. Se poate întâmpla ca în date să apară octetul folosit ca indicator. Această situație interferează cu procesul de încadrare. O cale de rezolvare a acestei probleme este ca nivelul legătură de date al emițătorului să insereze un octet special (ESC) înaintea fiecărei apariții „accidentale” a indicatorului în date. Nivelul legătură de date al receptorului va elimina acest octet special înainte de a pasa datele nivelului rețea. Această tehnică poartă numele de **inserare de octeți** (eng.: **byte stuffing**) sau **inserare de caractere** (eng.: **character stuffing**) . Deci, un octet indica-

tor utilizat pentru încadrare poate fi diferențiat de unul prezent în date prin faptul că este sau nu precedat de un octet special.

Bineînțeles, următoarea întrebare este: Ce se întâmplă dacă un octet special apare în mijlocul datelor? Răspunsul este că pe lângă el se inserează încă un octet special.

Deci, un singur octet special face parte dintr-o secvență specială, iar un octet special dublu indica faptul ca un singur octet de acest tip a apărut in cadrul datelor. Câteva exemple sunt prezentate in fig. 3-5(b). În toate cazurile, secvența de octeți obținută după eliminarea octeților inserați este exact secvența originală.

Schema de inserare de octeți prezentată în fig. 3-5 reprezintă o ușoară simplificare a schemei utilizate în cadrul protocolului PPP, pe care majoritatea calculatoarelor casnice îl folosesc pentru a comunica cu furnizorul de servicii Internet. Vom discuta despre PPP mai târziu în acest capitol.

Un dezavantaj major al utilizării acestei metode de încadrare este acela că este limitată la utilizarea caracterelor de 8 biți. Nu toate codurile utilizează caractere de 8 biți. De exemplu, UNICODE folosește caractere pe 16 biți. Datorită dezvoltării rețelelor, dezavantajele inserării de coduri de caractere în mecanismul de încadrare au devenit din ce în ce mai evidente, așa că a trebuit dezvoltată o nouă tehnică, care să permită caractere de dimensiune variabilă.

Noua tehnică permite cadrelor de date să conțină un număr arbitrar de biți și permite coduri de caractere cu un număr arbitrar de biți per caracter. Funcționează astfel: fiecare cadru începe și se termină cu un șablon special pe biți, 01111110, numit octet **indicator (flag)**. De fiecare dată când nivelul legătură de date al emițătorului identifică cinci de unu consecutivi în date, inserează automat un bit 0 în șirul de biți de rezultați. Această **inserare de biți (bit stuffing)** este similară inserării de caractere, în care un octet escape este inserat în șirul de caractere de ieșire, înainte de fiecare octet indicator din date.

Atunci când receptorul primește o succesiune de cinci biți 1, urmați de un bit 0, extrage automat (adică șterge) bitul 0. La fel ca și inserarea de caractere, care este complet transparentă pentru nivelul rețea din ambele calculatoare, așa este și inserarea de biți. Dacă datele utilizator conțin șablonul indicator, 01111110, acest indicator este transmis ca 011111010, dar în memoria receptorului este păstrat ca 01111110. Fig. 3-6 dă un exemplu de inserare de biți.

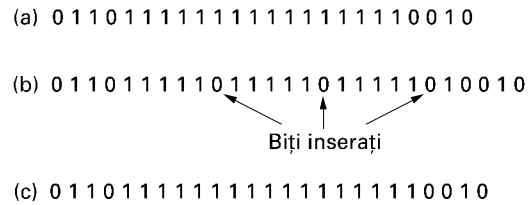


Fig. 3-6. Inserare de biți. (a) Datele originale. (b) Datele așa cum apar pe linie. (c) Datele așa cum sunt stocate în memoria receptorului după extragerea biților inserați.

În cazul inserării de biți, granițele dintre două cadre pot fi recunoscute fără ambiguitate datorită șablonului indicator. Astfel, dacă receptorul pierde evidența a ceea ce primește, tot ceea ce are de făcut este să caute la intrare secvențele indicator, deoarece acestea pot să apară numai la marginile cadrului și niciodată în interiorul datelor.

Ultima metodă de încadrare este aplicabilă rețelelor în care codificarea pe mediul fizic conține o anumită redundanță. De exemplu, unele LAN-uri codifică un bit de date utilizând doi biți fizici. De obicei, un bit 1 este reprezentat de o tranziție sus-jos și un bit 0 de o tranziție jos-sus. Aceasta înseamnă că fiecare bit de date are o tranziție în mijloc, receptorului fiindu-i ușor să localizeze frontie-

rele biților. Combinațiile sus-sus și jos-jos nu sunt utilizate pentru date, dar sunt utilizate pentru delimitarea cadrelor in unele protocoale.

Ca observație finală asupra încadrării, multe protocoale de legătură de date utilizează, pentru o mai mare siguranță, o combinație de contor de caractere cu una dintre celelalte metode. La sosirea unui cadru, pentru a localiza sfârșitul acestuia, este utilizat câmpul contor. Cadrul este acceptat ca valid doar dacă în poziția respectivă există delimitatorul corespunzător și dacă suma de control este corectă. Altfel, șirul de intrare este scanat pentru a detecta următorul delimitator.

3.1.3 Controlul erorilor

Problema marcării începutului și sfârșitului fiecărui cadru fiind rezolvată, ne vom îndrepta atenția către problema următoare: cum să ne asigurăm că toate cadrele ajung până la urmă la nivelul rețea de la destinație și în ordinea corectă. Să presupunem că emițătorul trimite cadrele de ieșire fără să verifice dacă au ajuns corect. Așa ceva se poate accepta în cazul serviciilor neconfirmate fără conexiune, dar nu în cel al serviciilor sigure, orientate conexiune.

Modul uzual de a asigura o transmitere sigură este de a furniza emițătorului o reacție inversă (eng.: feedback) despre ceea ce se întâmplă la celălalt capăt al liniei. De obicei protocolul îi cere receptorului să trimită înapoi cadre de control speciale, purtând confirmări pozitive sau negative despre cadrele sosite. Dacă emițătorul recepționează o confirmare pozitivă despre un cadru, el știe că acel cadru a ajuns cu bine. Pe de altă parte, o confirmare negativă înseamnă că ceva a mers prost și cadrul trebuie retransmis.

O complicație în plus vine de la posibilitatea ca defectele de echipament să determine dispariția completă a unui cadru (de exemplu într-o rafală de zgomot). În acest caz, receptorul nu va reacționa în nici un fel, din moment ce nu are nici un motiv să reacționeze. Trebuie să fie clar că un protocol în care emițătorul trimite un cadru și apoi așteaptă o confirmare, pozitivă sau negativă, va rămâne agățat pentru totdeauna dacă un cadru este complet pierdut datorită, de exemplu, nefuncționării echipamentului.

Această posibilitate a determinat introducerea contoarelor de timp (ceasurilor) la nivelul legăturii de date. Atunci când emițătorul trimite un cadru, pornește de obicei și un contor de timp. Contorul de timp este setat să expire după un interval suficient de lung pentru ca acel cadru să poată ajunge la destinație, să fie prelucrat acolo și confirmarea să se propage înapoi către emițător. În mod normal, cadrul va fi corect recepționat și confirmarea va sosi înainte ca timpul să expire, caz în care contorul va fi anulat.

Dar, dacă fie cadrul, fie confirmarea se pierd, intervalul de timp expiră, în acest caz, emițătorul fiind atenționat că a apărut o problemă. Soluția evidentă este retransmiterea cadrului. Dar, atunci când cadrele pot fi transmise de mai multe ori, există pericolul ca receptorul să accepte același cadru de două sau mai multe ori și să-l trimită de mai multe ori nivelului rețea. Pentru a evita această situație este necesar să atribuim numere de secvență cadrelor de ieșire, așa încât receptorul să poată face distincție între cadrele retransmise și cele originale.

Întreaga problematică a gestiunii ceasurilor și numerelor de secvență, astfel încât fiecare cadru să ajungă la nivelul rețea de la destinație o singură dată nici mai mult, nici mai puțin, reprezintă o parte importantă a obligațiilor nivelului legătură de date. Mai târziu, în acest capitol, urmărind o serie de exemple de complexitate din ce în ce mai mare, vom studia în detaliu cum este realizată această gestiune.

3.1.4 Controlul fluxului

Un alt aspect important de proiectare care apare la nivelul legătură de date (și, desigur, și la nivelurile superioare) este cum trebuie procedat cu un emițător care dorește în mod sistematic să transmită cadre mai repede decât poate să accepte receptorul. Această situație poate să apară ușor atunci când emițătorul rulează pe un calculator rapid (sau mai puțin încărcat) și receptorul rulează pe o mașină lentă (sau foarte încărcată). Emițătorul continuă să transmită cadre la o rată înaltă până când receptorul este complet inundat. Chiar dacă transmisia este fără erori, la un anumit punct receptorul nu va mai fi capabil să trateze cadrele care sosesc și va începe să piardă unele dintre ele. Bineînțeles, trebuie făcut ceva pentru a evita această situație.

Există două abordări des utilizate. In cazul celei dintâi, **controlul fluxului bazat pe reacție (feedback-based flow control)**, receptorul acordă emițătorului permisiunea de a mai transmite date, sau cel puțin comunică emițătorului informații despre starea sa. În cea de-a doua, **controlul fluxului bazat pe rată (rate-based flow control)**, protocolul dispune de un mecanism integrat care limitează rata la care emițătorul poate transmite, fără a folosi informații de la receptor. În acest capitol vom studia scheme de control al fluxului bazat pe reacție, deoarece la nivelul legătură de date nu se utilizează controlul fluxului bazat pe rată. Vom studia acest tip de control al fluxului în cap. 5.

Sunt cunoscute diferite scheme de control al fluxului, dar cele mai multe dintre ele utilizează același principiu de bază. Protocolul conține reguli bine definite despre momentul când emițătorul poate trimite următorul cadru. Deseori aceste reguli interzic trimiterea cadrelor înainte ca receptorul să o permită, implicit sau explicit. De exemplu, când se stabilește o conexiune, receptorul trebuie să spună: "Acum poți să-mi trimiți *n* cadre, dar după ce au fost trimise, să nu trimiți altele până când nu îți spun să continui". Vom examina detaliile în cele ce urmează.

3.2 DETECTAREA ȘI CORECTAREA ERORILOR

Așa cum am văzut în Cap. 2, sistemul telefonic are trei părți: comutatoarele, trunchiurile interoficii (eng.: interoffice trunks) și buclele locale. Primele două sunt acum aproape complet digitizate în majoritatea țărilor dezvoltate. Buclele locale sunt încă din perechi de fire torsadate din cupru și vor continua să fie așa ani întregi, din cauza costului enorm al înlocuirii lor . În timp ce pe partea digitală erorile sunt rare, ele sunt încă obișnuite pe buclele locale. Mai mult, comunicația fără fir a devenit mai uzuală și ratele erorilor sunt, în acest caz, cu câteva ordine de mărime mai proaste decât pe trunchiurile de fibră inter-oficii. Concluzia este: erorile de transmisie vor fi o realitate pentru mulți ani de acum înainte. Trebuie găsită o metodă de tratare a acestor erori.

Ca rezultat al proceselor fizice care le generează, erorile din unele medii (de exemplu radio) tind să vină mai curând în rafale decât izolate. Sosirea erorilor în rafală are atât avantaje cât și dezavantaje față de erorile izolate, de un singur bit. Avantajul este acela că datele de la calculator sunt trimise întotdeauna în blocuri de biți. Să presupunem că dimensiunea unui bloc este de 1000 de biți și rata de eroare este de 0.001 per bit. Dacă erorile ar fi independente, multe blocuri ar conține o eroare. Dacă erorile vin în rafală de câte 100, în medie vor fi afectate doar unul sau două blocuri din 100.

Dezavantajul erorilor în rafală este acela că sunt mult mai greu de detectat și corectat decât erorile izolate.

3.2.1 Coduri corectoare de erori

Proiectanții de rețele au dezvoltat două strategii de bază pentru tratarea erorilor. O modalitate este ca pe lângă fiecare bloc de date trimis să se includă suficientă informație redundantă pentru ca receptorul să poată deduce care a fost caracterul transmis. O altă soluție este să se includă suficientă redundanță pentru a permite receptorului să constate că a apărut o eroare, dar nu care este eroarea, și să ceară o retransmisie. Prima strategie utilizează **coduri corectoare de erori**, iar cea de-a doua utilizează **coduri detectoare de erori**. Folosirea codurilor corectoare de erori este deseori referită sub numele de **corectare de erori în avans (eng.: forward error correction)**.

Fiecare dintre aceste tehnici se utilizează in situații diferite. Pe canale cu siguranță mare, cum ar fi fibra optică, este mai eficient să utilizăm un cod detector de erori și să retransmitem blocul în care s-au detectat erori. In cazul canalelor de comunicație fără fir, este indicat sa adăugăm destulă informație redundantă fiecărui bloc, în loc să ne bazăm pe retransmisie, care poate să fie la rândul său afectată de erori.

Pentru a înțelege cum pot fi tratate erorile, este necesar să privim cu atenție la ceea ce este de fapt o eroare. În mod normal, un cadru conține m biți de date (adică mesaj) și r biți redundanți sau de control. Să considerăm lungimea totală n (adică, $n = m + r$). O unitate formată din n biți, care conține date și biți de control, este numită frecvent **cuvânt de cod** de n biți (eng.: n-bit **codeword**).

Date fiind două cuvinte de cod, să zicem, 10001001 și 10110001, este posibil să determinăm câți biți corespunzători diferă. În acest caz diferă 3 biți. Pentru a determina câți biți diferă, aplicăm operatorul SAU EXCLUSIV între cele două cuvinte de cod și numărăm biții 1 din rezultat, de exemplu:

```
10001001
10110001
00111000
```

Numărul de poziții binare în care două cuvinte de cod diferă se numește **distanța Hamming** (Hamming, 1950). Semnificația sa este că dacă două cuvinte de cod sunt despărțite de o distanță Hamming d, sunt necesare d erori de un singur bit pentru a-l converti pe unul în celălalt.

În multe aplicații de transmisie de date, toate cele 2^m mesaje de date posibile sunt corecte, dar, datorită modului în care sunt calculați biții de control, nu sunt utilizate toate cele 2^n cuvinte de cod posibile. Dat fiind algoritmul pentru calculul biților de control, este posibil să construim o listă completă de cuvinte de cod permise și din această listă să găsim cele două cuvinte de cod a căror distanță Hamming este minimă. Această distanță este distanța Hamming a codului complet.

Proprietățile detectoare și corectoare de erori ale unui cod depind de distanța sa Hamming. Pentru a detecta d erori, este nevoie de un cod cu distanță $d + 1$, deoarece cu un asemenea cod nu există nici o modalitate ca d erori de un singur bit să poată modifica un cuvânt de cod corect într-un alt cuvânt de cod corect. Atunci când receptorul vede un cuvânt de cod incorect, poate spune că s-a produs o eroare de transmisie. Similar, pentru a corecta d erori, este nevoie de un cod cu distanță $2d + 1$, deoarece în acest mod cuvintele de cod corecte sunt atât de distanțate, încât, chiar cu d modificări, cuvântul de cod originar este totuși mai apropiat decât alte cuvinte de cod și va fi unic determinat.

Ca un exemplu simplu de cod detector de erori, să considerăm un cod în care la date este adăugat un singur bit de paritate. Bitul de paritate este ales astfel, încât numărul de biți 1 din cuvântul de cod să fie par (sau impar). De exemplu, atunci când 1011010 este trimis în paritate pară, prin adăugarea unui bit la sfârșit devine 10110100. Cu paritatea impară , 1011010 devine 10110101. Un cod cu

un singur bit de paritate are distanța 2, deoarece orice eroare pe un singur bit produce un cuvânt de cod cu paritatea greșită. Acesta poate fi utilizat pentru detectarea erorilor singulare.

Ca exemplu simplu de cod corector de erori, să considerăm un cod cu numai patru cuvinte de cod corecte:

0000000000, 0000011111, 1111100000 și 1111111111.

Acest cod are distanța 5, ceea ce înseamnă că poate corecta erori duble. Dacă sosește cuvântul de cod 0000000111, cel ce recepționează știe că originalul trebuie să fi fost 00000111111. Dacă totuși o eroare triplă modifică 0000000000 în 0000000111, eroarea nu va fi corectată corespunzător.

Să ne imaginăm că dorim să proiectăm un cod cu m biți de mesaj și r biți de control care ne va permite să corectăm toate erorile singulare. Pentru fiecare din cele 2^m mesaje corecte există n cuvinte de cod eronate, aflate la distanță 1 de el. Acestea sunt formate prin inversarea sistematică a fiecăruia dintre cei n biți din cuvântul de cod de n biți format din el. Astfel, fiecare din cele 2^m mesaje corecte necesită $n+1$ șabloane asociate. Cum numărul total de șabloane este 2^n, trebuie să avem $(n+1)\ 2^m <= 2^n$. Utilizând $n=m+r$, această condiție devine $(m + r + 1) <= 2^r$. Dându-se m, acesta impune o limită inferioară asupra numărului de biți de control necesari pentru a corecta erorile singulare.

Această limită inferioară teoretică poate fi, de fapt, atinsă utilizând o metodă atribuită lui Hamming (1950). Biții cuvântului de cod sunt numerotați consecutiv, începând cu bitul 1 de la marginea din stânga, bitul 2 imediat la dreapta sa, etc. Biții care sunt puteri ale lui 2 (1, 2, 4, 8, 16 etc.) sunt biți de control. Restul (3, 5, 6, 7, 9 etc.) sunt completați cu cei m biți de date. Fiecare bit de control forțează ca paritatea unui grup de biți, inclusiv el însuși, să fie pară (sau impară).

Un bit poate fi inclus în mai multe calcule de paritate. Pentru a vedea la care biți de control contribuie bitul de date din poziția k, rescriem k ca o sumă de puteri ale lui 2. De exemplu, 11= 1+2+8 și 29=1+4+8+16. Un bit este verificat de acei biți de control care apar în dezvoltarea sa (de exemplu, bitul 11 este verificat de biții 1, 2 și 8).

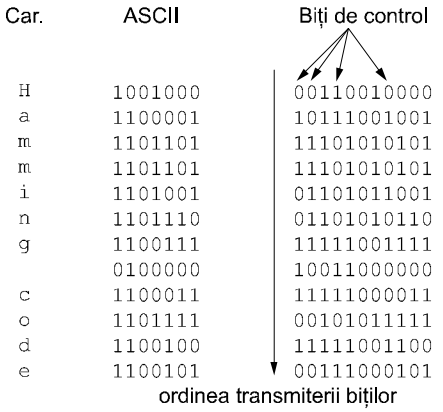


Fig. 3-7. Utilizarea unui cod Hamming pentru corectarea erorilor în rafală.

Când sosește un cuvânt de cod, receptorul inițializează un contor la 0. Acesta examinează apoi fiecare bit de control, k (k = 1, 2, 4, 8...) pentru a vedea dacă are paritatea corectă. Dacă nu, adaugă k la contor. Dacă, după ce au fost examinați toți biții de control, contorul este 0 (adică, dacă toți biții au fost corecți), cuvântul de cod este acceptat ca valid. Dacă valoarea contorului este nenulă, ea reprezintă numărul bitului incorect. De exemplu, dacă biții de control 1, 2 și 8 sunt eronați, atunci bitul inversat este 11, deoarece este singurul verificat de biții 1, 2 și 8. fig. 3-6 prezintă câteva caractere

ASCII pe 7 biți codificate prin cuvinte de cod pe 11 biți, utilizând codul Hamming. De reamintit că informația este regăsită în biții de pe pozițiile 3, 5, 6, 7, 9, 10 și 11. Codurile Hamming pot corecta numai erori singulare. Totuși, există un artificiu care poate fi utilizat pentru a permite codurilor Hamming să corecteze erorile în rafală. O secvență de *k* cuvinte de cod consecutive este aranjată ca o matrice, având câte un cuvânt de cod pe fiecare linie. În mod normal, datele ar fi transmise linie cu linie, de la stânga la dreapta. Pentru a corecta erorile în rafală, datele vor trebui transmise pe coloane, începând cu coloana cea mai din stânga. Când au fost trimiși toți cei *k* biți, este transmisă a doua coloană și așa mai departe, așa cum se arată in fig. 3-7. Atunci când un cadru ajunge la receptor, matricea este reconstruită, coloană cu coloană. Dacă a apărut o eroare în rafală, de lungime *k*, va fi afectat cel mult un bit din fiecare dintre cele *k* cuvinte de cod, dar codul Hamming poate corecta o eroare pe cuvânt de cod, așa încât întregul bloc poate fi refăcut. Această metodă utilizează *kr* biți de control pentru a face blocuri de *km* biți de date imune la erorile în rafală de lungime *k* sau mai mică.

3.2.2 Coduri detectoare de erori

Codurile corectoare de erori sunt adesea utilizate pe canale fără fir, care sunt cunoscute ca fiind predispuse la erori, în comparație cu firele de cupru sau fibra optică. Fără coduri detectoare de erori, comunicația ar fi greu de realizat. In cazul firelor de cupru sau a fibrei optice rata erorilor este mult mai mică, așa că detectarea erorilor și retransmisia este de obicei mai eficientă aici ca metodă de tratare a erorilor care apar ocazional.

Ca un exemplu simplu, să considerăm un canal în care erorile sunt izolate și rata erorilor este de 10^{-6} per bit. Să considerăm că dimensiunea unui bloc este de 1000 biți. Pentru a permite corecția erorilor pentru blocuri de 1000 de biți sunt necesari 10 biți de control; un megabit de date va necesita 10000 biți de control. Pentru a detecta ușor un bloc cu o singură eroare de un bit, va fi suficient un bit de paritate la fiecare bloc. O dată la fiecare 1000 de blocuri va trebui transmis un extra-bloc (1001 biți). Încărcarea suplimentară totală în cazul metodei de detecție și retransmisie este de numai 2001 biți pentru un megabit de date, în comparație cu 10000 biți pentru un cod Hamming.

Dacă unui bloc i se adaugă un singur bit de paritate și blocul este puternic deformat de o eroare în rafală lungă, probabilitatea ca eroarea să fie detectată este de numai 0.5, ceea ce este greu de acceptat. Șansele pot fi îmbunătățite considerabil dacă fiecare bloc transmis este privit ca o matrice dreptunghiulară de *n* biți lățime și *k* biți înălțime, după cum am arătat mai sus. Pentru fiecare coloană este calculat un bit de paritate, care este adăugat într-o nouă linie de la sfârșitul matricei. Matricea este apoi transmisă linie cu linie. La sosirea blocului, receptorul verifică toți biții de paritate. Dacă oricare din ei este greșit, va cere o retransmisie a blocului. Retransmisii succesive sunt cerute daca este nevoie, până când întregul bloc este recepționat fără erori de paritate.

Această metodă poate detecta o singură rafală de lungime *n*, cu numai un bit pe coloană modificat. O rafală de lungime $n+1$ va trece totuși nedetectată dacă primul și ultimul bit sunt inversați, iar toți ceilalți biți sunt corecți (o eroare în rafală nu înseamnă că toți biții sunt greșiți, ci că cel puțin primul și ultimul sunt greșiți). Dacă blocul este puternic deformat de o rafală lungă sau de rafale scurte multiple, probabilitatea ca oricare din cele *n* coloane să aibă, accidental, paritatea corectă este 0.5, deci probabilitatea ca un bloc eronat să fie acceptat atunci când nu ar trebui este 2^{-n}.

Cu toate că schema de mai sus poate fi uneori adecvată, în practică este larg utilizată o altă metodă: **codul polinomial** (cunoscut și sub numele de **cod cu redundanță ciclică,** eng.: **cyclic redundancy code**). Codurile polinomiale sunt bazate pe tratarea șirurilor de biți ca reprezentări de polinoame cu coeficienți 0 și 1. Un cadru de *k* biți este văzut ca o listă de coeficienți pentru un polinom cu *k*

termeni, de la x^{k-1} la x^0. Se spune că un astfel de polinom este de gradul *k*-1. Bitul cel mai semnificativ (cel mai din stânga) este coeficientul lui x^{k-1}; următorul bit este coeficientul lui x^{k-2} ș.a.m.d. De exemplu, 110001 are șase biți și ei reprezintă un polinom cu șase termeni cu coeficienții 1, 1, 0, 0, 0 și 1: $x^5+x^4+x^0$. Aritmetica polinomială este de tip modulo 2, în conformitate cu regulile teoriei algebrice. Nu există transport la adunare și nici împrumut la scădere. Atât adunările cât și scăderile sunt identice cu SAU EXCLUSIV. De exemplu:

10011011	00110011	11110000	01010101
+11001010	+11001101	-10100110	-10101111
01010001	11111110	01010110	11111010

Împărțirea lungă este făcută ca în binar cu excepția faptului că scăderea este realizată modulo 2, ca mai sus. Despre un împărțitor se spune că „intră" într-un deîmpărțit dacă deîmpărțitul are tot atâția biți ca împărțitorul.

Atunci când este utilizată metoda codului polinomial, emițătorul și receptorul se pun de acord în avans asupra unui **polinom generator** *G(x)*. Atât bitul cel mai semnificativ cât și cel mai puțin semnificativ trebuie să fie 1. Pentru a calcula **suma de control** pentru un cadru cu *m* biți, corespunzător polinomului *M(x)*, cadrul trebuie să fie mai lung decât polinomul generator. Ideea este de a adăuga o sumă de control la sfârșitul cadrului, astfel încât polinomul reprezentat de cadrul cu sumă de control să fie divizibil prin *G(x)*. Când receptorul preia cadrul cu suma de control, încearcă să-l împartă la *G(x)*. Dacă se obține un rest, înseamnă că a avut loc o eroare de transmisie.

Algoritmul pentru calculul sumei de control este următorul:

1. Fie *r* gradul lui *G(x).* Se adaugă *r* biți 0 la capătul mai puțin semnificativ al cadrului, așa încât acesta va conține acum *n*+*r* biți și va corespunde polinomului $x^rM(x)$.
2. Se împarte șirul de biți ce corespund lui *G(x)* într-un șir de biți corespunzând lui $x^rM(x)$, utilizând împărțirea modulo 2.
3. Se scade restul (care are întotdeauna r sau mai puțini biți) din șirul de biți corespunzând lui $x^rM(x)$, utilizând scăderea modulo 2. Rezultatul este cadrul cu sumă de control ce va fi transmis. Numim polinomul său *T(x)*.

Fig. 3-8 ilustrează calculul pentru cadrul 1101011011 și $G(x) = x^4+x+1$.

Ar trebui să fie clar că *T(x)* este divizibil (modulo 2) cu *G(x)*. În orice problemă de împărțire, dacă din deîmpărțit se scade restul, atunci ceea ce rămâne este divizibil prin împărțitor. De exemplu, în baza 10, dacă împărțim 210278 la 10941 restul este 2399. Prin scăderea lui 2399 din 210278, ceea ce rămâne (207879) este divizibil cu 10941.

Să analizăm puterea acestei metode. Ce tipuri de erori vor fi detectate? Să ne imaginăm că apare o eroare de transmisie, așa încât în loc să sosească șirul de biți pentru *T(x),* ajunge *T(x)* + *E(X).* Fiecare bit din *E(x)* corespunde unui bit care a fost inversat. Dacă în *E(x)* există *k* biți 1, aceasta înseamnă că au apărut *k* erori de un singur bit.

O singură eroare în rafală este caracterizată de un 1 inițial, un amestec de 0 și 1 și un 1 final, toți ceilalți biți fiind 0.

La recepția cadrului cu sumă de control, receptorul îl împarte prin G(x); aceasta înseamnă că va calcula [*T(x)* + *E(x)*]/*G(x). T(x)*/*G(x)* este 0, așa încât rezultatul calculului este pur și simplu *E(x)*/*G(x).* Acele erori care se întâmplă să corespundă unor polinoame care îl au ca factor pe *G(x)* vor scăpa; toate celelalte vor fi detectate.

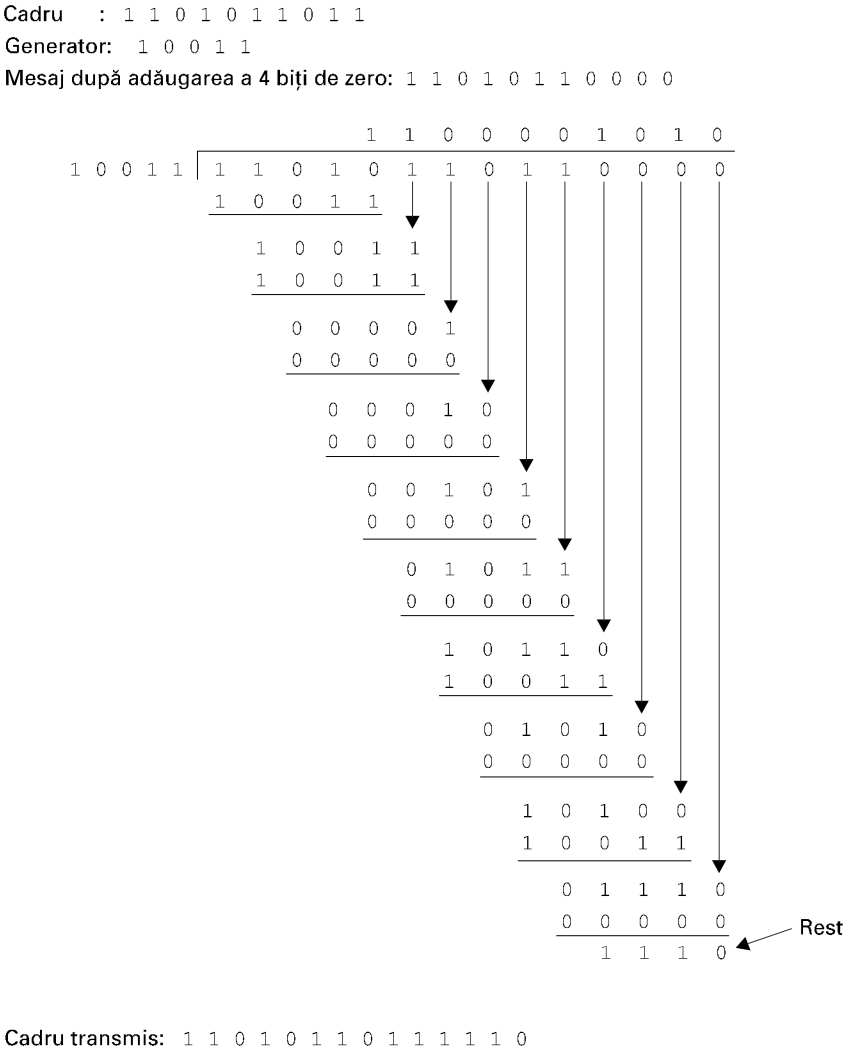


Fig. 3-8. Calculul sumei de control în cod polinomial.

Dacă a apărut o eroare pe un singur bit, $E(x) = x^i$, unde i determină care bit este eronat. Dacă $G(x)$ conține doi sau mai mulți termeni, nu poate fi divizor al lui $E(x)$, așa încât toate erorile pe un singur bit vor fi detectate.

Dacă au apărut două erori izolate pe un singur bit, atunci $E(x) = x^i + x^j$, unde i>j. Alternativ, aceasta se poate scrie ca $E(x) = x^j(x^{i-j}+1)$. Dacă presupunem că $G(x)$ nu este divizibil prin x, o condiție suficientă pentru detectarea erorilor duble este ca $G(x)$ să nu se dividă prin x^k+1 pentru orice k până la valoarea maximă $i-j$ (adică, până la lungimea maximă a cadrului). Sunt cunoscute polinoame simple, de grad mic, care asigură protecție cadrelor cu lungime mare. De exemplu, $x^{15}+x^{14}+1$ nu se va divide cu x^k+1 pentru nici o valoare a lui k mai mică decât 32768.

Dacă există un număr impar de biți eronați, $E(x)$ conține un număr impar de termeni (adică, x^5+x^2+1, dar nu x^2+1). Interesant este că, în sistemul modulo 2 nu există nici un polinom cu număr

impar de termeni care să îl aibă pe $x+1$ ca factor. Făcându-l pe $x+1$ factor al lui $G(x)$, vom putea depista toate erorile constituite dintr-un număr impar de biți inversați.

Pentru a demonstra că nici un polinom cu număr impar de termeni nu este divizibil cu $x+1$, să presupunem că $E(x)$ are un număr impar de termeni și este divizibil cu $x+1$. Factorizăm $E(x)$ în $(x+1)Q(x)$. Acum evaluăm $E(1)= (1+1)Q(1)$. Deoarece 1+1=0 (modulo 2), $E(1)$ trebuie să fie 0. Dacă $E(x)$ are un număr impar de termeni, substituind fiecare x cu 1, rezultatul obținut va fi întotdeauna 1. Prin urmare nici un polinom cu număr impar de termeni nu este divizibil cu $x+1$. În sfârșit, și cel mai important, un cod polinomial cu r biți de control va detecta toate erorile în rafală de lungime $\leq r$. O eroare în rafală de lungime k poate fi reprezentată de $x^i (x^{k-1} + \ldots + 1)$, unde i determină cât de departe este localizată rafala față de capătul din dreapta al cadrului recepționat. Dacă G(x) conține termenul x^0, atunci nu îl va avea ca factor pe x^i, așa că dacă gradul expresiei dintre paranteze este mai mic decât gradul lui $G(x)$, restul nu poate fi niciodată 0.

Dacă lungimea rafalei este $r+1$, restul împărțirii cu $G(x)$ va fi zero dacă și numai dacă rafala este identică cu $G(x)$. Prin definiția rafalei, primul și ultimul bit trebuie să fie 1, așa că potrivirea depinde de cei r - 1 biți intermediari. Dacă toate combinațiile sunt privite ca egal posibile, atunci probabilitatea ca un cadru incorect să fie acceptat ca valid este $1/2^{r-1}$.

Se poate arăta și că, dacă apare o rafală de erori mai lungă de $r+1$ biți sau dacă apar mai multe rafale mai scurte, probabilitatea ca un cadru greșit să treacă neobservat este $1/2^r$, presupunând că toate configurațiile de biți sunt la fel de probabile.

Anumite polinoame au devenit standarde internaționale. Cel folosit în IEEE 802 este:

$$x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x^1 + 1$$

Deși calculele necesare pentru determinarea sumei control pot să pară complicate, Peterson și Brown (1961) au arătat că pentru a calcula și verifica suma de control poate fi utilizat un simplu registru de deplasare. În practică, acest tip de circuit este utilizat aproape întotdeauna. Este folosit aproape în toate rețelele locale, și uneori și în cazul liniilor punct la punct.

Timp de zeci de ani s-a presupus că acele cadre pentru care se calculează suma de control conțin biți aleatori. Toate analizele algoritmilor pentru calculul sumei de control au fost făcute cu această presupunere. Analize mai recente ale datelor reale au arătat că această presupunere nu este corectă. Ca o consecință, în unele circumstanțe, erorile nedetectate sunt mult mai obișnuite decât s-a crezut anterior (Partridge ș.a. 1995).

3.3 PROTOCOALE ELEMENTARE PENTRU LEGĂTURA DE DATE

Pentru a face introducerea în subiectul protocoalelor, vom începe prin a analiza trei protocoale de complexitate din ce în ce mai mare. Pentru cititorii interesați, un simulator pentru aceste protocoale și pentru cele care urmează este disponibil prin Web (vezi prefața). Înainte de a analiza protocoalele, este util să explicităm unele dintre ipotezele care stau la baza modelelor de comunicație. Pentru început, considerăm că la nivelul fizic, nivelul legătură de date și nivelul rețea există procese independente care comunică transferându-și mesaje în ambele sensuri. În multe cazuri, procesele de la nivelul fizic

și de legătură de date se vor executa pe un procesor dintr-un cip special de intrare/ieșire al rețelei, iar codul nivelului rețea în CPU. Sunt posibile și alte implementări (de exemplu toate cele trei procese într-un singur cip de intrare/ieșire; nivelurile fizic și legătură de date ca proceduri apelate de procesul nivelului rețea). În orice caz, tratarea celor trei niveluri ca procese separate va face discuțiile conceptuale mai clare și de asemenea va scoate în evidență independența nivelurilor.

O altă presupunere cheie este că mașina *A* vrea să trimită un lung șir de date mașinii *B*, folosind un serviciu sigur, orientat pe conexiune. Mai târziu, vom considera cazul în care *B* vrea de asemenea să-i transmită simultan date lui *A*. Presupunem că *A* are tot timpul date gata de transmis și nu așteaptă niciodată ca aceste date să fie produse. În schimb, atunci când nivelul legătură de date al lui *A* cere date, nivelul rețea este totdeauna capabil să i le furnizeze imediat. (Și această restricție va fi abandonată mai târziu.)

Presupunem de asemenea că mașinile nu se defectează. Adică, aceste protocoale tratează erorile de transmisie, dar nu și erorile generate de defectarea sau reinițializarea calculatoarelor.

În ceea ce privește nivelul legătură de date, pachetul care trece de la nivelul rețea, prin interfață, către el este constituit din date pure, fiecare bit al acestora trebuind să fie trimis la nivelul rețea destinație. Faptul că nivelul rețea destinație poate interpreta o parte din pachetul de date ca antet nu prezintă interes pentru nivelul legătură de date.

Atunci când acceptă un pachet, nivelul legătură de date îl încapsulează într-un cadru, adăugându-i un antet și o încheiere de legătură de date (vezi fig. 3-1). Deci un cadru se compune dintr-un pachet de date, câteva informații de control (antetul), și suma de control (în încheiere) Apoi cadrul este transmis către alt nivel legătură de date. Vom presupune că există proceduri de bibliotecă adecvate pentru transmitea și recepționarea unui cadru: *to_physical_layer* și, respectiv, *from_physical_layer*. Echipamentul de transmisie calculează și adaugă suma de control (creând astfel o încheiere), astfel încât programele nivelului legătură de date nu trebuie să se preocupe de aceasta. De exemplu, ar putea fi utilizat algoritmul polinomial discutat mai devreme în acest capitol.

Inițial, receptorul nu are nimic de făcut. Doar stă așteptând să se întâmple ceva. În exemplele de protocoale din acest capitol arătăm că nivelul legătură de date așteaptă să se producă un eveniment prin apelul de procedură *wait_for_event* (*&event*). Această procedură redă controlul numai atunci când s-a întâmplat ceva (adică atunci când sosește un cadru). La revenire, variabila *event* spune ce s-a întâmplat. Mulțimea de evenimente posibile nu este aceeași pentru diferitele protocoale ce vor fi descrise și va fi definită separat, pentru fiecare protocol în parte. De reținut că, într-o situație mai realistă, nivelul legătură de date nu va sta pur și simplu în așteptarea unui eveniment, așa cum am sugerat, ci va primi o întrerupere, care îl va determina să se oprească, indiferent ce făcea în acel moment, și să se ocupe de cadrul care sosește. Cu toate acestea,, pentru simplitate, vom ignora toate detaliile activităților paralele din cadrul nivelului legătură de date și vom presupune că este tot timpul dedicat numai canalului nostru.

Când un cadru ajunge la receptor, echipamentul calculează suma de control. Dacă aceasta este incorectă (în cazul unei erori de transmisie), atunci nivelul legătură de date este informat corespunzător (*event = cksum_err*). Dacă un cadru ajunge nealterat, nivelul legătură de date este de asemenea informat (*event = frame_arrival*), așa că poate primi cadrul pentru inspecție folosind *from_physical_layer.* De îndată ce nivelul de legătură de date a primit un cadru nealterat, verifică informațiile de control din antet și dacă totul este în regulă, pachetul este transmis nivelului rețea. În nici un caz antetul nu este transmis nivelului rețea.

Există un motiv serios pentru care nivelului rețea nu trebuie să i se transmită niciodată vreo parte din antet: separarea completă a protocoalelor de rețea de cele de legătură de date. Atât timp cât

nivelul rețea nu știe nimic despre protocolul nivelului legătură de date sau despre formatul cadrului, acestea pot fi schimbate, fără să fie necesară schimbarea programelor nivelului rețea. Furnizarea unei interfețe rigide între nivelul rețea și nivelul legătură de date simplifică considerabil proiectarea programelor, deoarece protocoalele de comunicație de la niveluri diferite pot evolua independent.

```
#define MAX_PKT 1024                    /* determină dimensiunea în octeți a pachetului */

typedef enum {false, true} boolean;                                  /* tip boolean */
typedef unsigned int seq_nr;                              /* numere de secvență sau de ack */
typedef struct {unsigned char data[MAX_PKT];} packet;          /* definiția pachetului */
typedef enum {data, ack, nak} frame_kind;               /* definiția tipurilor de cadre */

typedef struct {                                /* la acest nivel sunt transportate cadre */
 frame_kind kind;                                        /* ce fel de cadru este acesta? */
 seq_nr seq;                                                    /* număr de secvență */
 seq_nr ack;                                                 /* număr de confirmare */
 packet info;                                             /* pachetul de nivel rețea */
} frame;

/* Așteaptă producerea unui eveniment; întoarce tipul acestuia în variabila event */
void wait_for_event(event_type *event);

/* Preia un pachet de la nivelul rețea, spre a-l transmite prin canal */
void from_network_layer(packet *p);

/* Livrează nivelului rețea informația dintr-un cadru ajuns la destinație */
void to_network_layer(packet *p);

/* Preia cadrul sosit de la nivelul fizic și îl copiază în r. */
void from_physical_layer(frame *r);

/* Livrează cadrul nivelului fizic, pentru transmisie */
void to_physical_layer(frame *s);

/* Pornește ceasul și activează evenimentul timeout */
void start_timer(seq_nr k);

/* Oprește ceasul și dezactivează evenimentul timeout */
void stop_timer(seq_nr k);

/* Pornește un ceas auxiliar și activează evenimentul ack_timeout */
void start_ack_timer(void);

/* Oprește ceasul auxiliar și dezactivează evenimentul ack_timeout */
void stop_ack_timer(void);

/* Permite nivelului rețea să provoace un eveniment network_layer_ready */
void enable_network_layer(void);

/* Interzice nivelului rețea generarea unui eveniment network_layer_ready */
void disable_network_layer(void);

/* Macroinstrucțiunea inc este expandată în-line: îl incrementează circular pe k */
#define inc(k) if (k ( MAX_SEQ) k = k + 1; else k = 0
```

Fig. 3-9. Câteva definiții necesare în protocoalele care urmează. Aceste definiții se găsesc în fișierul *protocol.h*.

Fig. 3-9 arată câteva declarații (în C) comune multor protocoale ce vor fi discutate mai târziu. Sunt definite cinci structuri de date: *boolean*, *seq_nr*, *packet*, *frame_kind*, *frame*. Un *boolean* este de tip enumerativ și poate lua numai valorile *true* sau *false*. *Seq_nr* este un număr întreg mic folosit pentru a numerota cadrele, astfel încât să le putem identifica. Aceste numere de secvență sunt cuprinse între 0 și *MAX_SEQ* inclusiv, aceasta din urmă fiind o constantă definită în fiecare protocol în care este necesară. Un *pachet* este unitatea de informație schimbată între nivelul rețea și nivelul legătură de date de pe aceeași mașină sau între niveluri rețea similare. În modelul nostru el conține totdeauna *MAX_PKT* octeți, dar mai realist ar fi să aibă lungime variabilă.

Un *frame (cadru)* este compus din patru câmpuri: *kind, seq, ack*, și *info*, dintre care primele trei conțin informații de control, iar ultimul poate conține datele efective care trebuie transferate. Ansamblul acestor câmpuri de control este numit **antetul cadrului (frame header)**.

Câmpul *kind* (tip) spune dacă există sau nu date în cadru, deoarece unele protocoale fac distincție între cadrele care conțin exclusiv informații de control și cele care conțin și date. Câmpurile *seq* și *ack* sunt utilizate pentru numere de secvență și, respectiv, confirmări (*ack*nowledgements); utilizarea lor va fi descrisă în detaliu mai târziu. Câmpul *info* al unui cadru de date conține un singur pachet de date; câmpul *info* al unui cadru de control nu este utilizat. O implementare mult mai realistă va folosi un câmp *info* de lungime variabilă, omițându-l cu totul din cadrele de control.

Din nou, este important să ne dăm seama de relația dintre un pachet și un cadru. Nivelul rețea construiește un pachet luând un mesaj de la nivelul transport și adăugând la acesta antetul nivelului rețea. Acest pachet este trimis nivelului legătură de date pentru a fi inclus în câmpul *info* al unui cadru care pleacă. Când cadrul ajunge la destinație, nivelul legătură de date extrage pachetul din cadru și îl trimite nivelului rețea. În această manieră, nivelul rețea poate acționa ca și când mașinile ar putea să schimbe direct pachete.

În fig. 3-9 sunt prezentate și câteva proceduri. Acestea sunt rutine de bibliotecă ale căror detalii sunt dependente de implementare și al căror mod intern de lucru nu ne interesează în continuare. Procedura *wait_for_event* ciclează, așteptând să se întâmple ceva, așa cum am menționat mai devreme. Procedurile *to_network_layer* și *from_network_layer* sunt utilizate de nivelul de legătură de date pentru a trimite, respectiv a accepta, pachete de la nivelul de rețea. De reținut că *from_physical_layer* și *to_physical_layer* sunt utilizate pentru trimiterea cadrelor între nivelurile fizic și legătură de date. Pe de altă parte, *to_network_layer* și *from_network_layer* sunt folosite pentru a trimite pachetele între nivelul legătură de date și nivelul rețea. Cu alte cuvinte, *to_network_layer* și *from_network_layer* realizează interfața dintre nivelurile 2 și 3, în timp ce *from_physical_layer* și *to_physical_layer* realizează interfața dintre nivelurile 1 și 2.

În cele mai multe dintre protocoale se consideră că se utilizează un canal nesigur care, ocazional, poate pierde cadre întregi. Pentru a contracara efectul unor asemenea calamități, nivelul legătură de date care transmite trebuie să pornească un contor de timp sau un ceas intern de fiecare dată când trimite un cadru. Dacă nu s-a primit un răspuns într-un interval de timp predefinit, la expirarea acestuia, nivelul legătură de date primește un semnal de întrerupere.

În protocoalele noastre acest lucru este asigurat de procedura *wait_for_event* care întoarce *event = timeout*. Procedurile *start_timer* și *stop_ timer* sunt utilizate pentru a porni, respectiv a opri contorul de timp. Expirarea timpului este posibilă numai atunci când contorul de timp este pornit. Este permis explicit să se apeleze *start_ timer* în timp ce contorul de timp lucrează; un astfel de apel va reseta pur și simplu contorul de timp, determinându-l să genereze următorul semnal de expirare de timp după ce întregul interval de timp se va epuiza (exceptând cazul în care este resetat sau dezactivat în acest interval timp).

Procedurile *start_ack_timer* și *stop_ack_timer* sunt folosite pentru a controla un contor de timp auxiliar, utilizat pentru a genera confirmări în anumite condiții. Procedurile *enable_network_layer* și *disable_network_layer* sunt utilizate în protocoalele mai sofisticate, în care nu mai presupunem că nivelul de rețea are tot timpul pachete de trimis. Când nivelul legătură de date activează nivelul rețea, acestuia i se permite să întrerupă atunci când are un pachet de trimis. Indicăm aceasta cu *event* = *network_layer_ready*. Când un nivel rețea este dezactivat, acesta nu poate provoca asemenea evenimente. Gestionând cu prudență activarea și dezactivarea nivelului rețea, nivelul legătură de date îl poate împiedica pe acesta să-l inunde cu pachete atunci când nu mai are spațiu în tampon.

Numerele de secvență ale cadrelor sunt întotdeauna de la 0 la *MAX_SEQ* (inclusiv), unde *MAX_SE*Q diferă de la protocol la protocol. Deseori este necesar ca numărul de secvență să avanseze circular (adică *MAX_SEQ* este urmat de 0). Această incrementare este realizată de macroinstrucțiunea *inc*. A fost definită ca macroinstrucțiune, deoarece este utilizată in-line în secvența critică. Așa cum vom vedea mai târziu, factorul care limitează performanța rețelei este adesea prelucrarea efectuată de protocol, așa că definirea operațiilor simple, ca aceasta, ca macroinstrucțiuni, nu afectează claritatea codului, dar îmbunătățește performanța. Mai mult, de vreme ce *MAX_SEQ* va avea diferite valori în diferite protocoale, definirea de macroinstrucțiuni face posibilă includerea tuturor protocoalelor în același fișier binar fără conflict. Această posibilitate este utilă pentru simulator.

Declarațiile din fig. 3-9 fac parte din fiecare dintre protocoalele care urmează. Pentru a economisi spațiu și pentru a furniza referințe convenabile, acestea au fost extrase și listate împreună, dar din punct de vedere conceptual ele trebuie incluse în protocoalele respective. În C, aceasta se realizează punând definițiile într-un fișier antet special, în acest caz *protocol.h,* și utilizând facilitatea #include a preprocesorului C pentru a le include în fișierele protocol.

3.3.1 Un protocol simplex fără restricții

Ca un prim exemplu vom considera cel mai simplu protocol posibil. Datele sunt transmise într-o singură direcție. Cele două niveluri rețea, de transmisie și de recepție, sunt considerate tot timpul pregătite. Timpul de prelucrare poate fi ignorat. Memoria de stocare disponibilă este infinită. Și, cel mai bun lucru dintre toate, canalul de comunicație între niveluri legătură de date nu pierde și nu alterează niciodată cadrele. Acest protocol total nerealist, pe care îl vom numi "utopia", este prezentat în fig. 3-10. Protocolul constă din două proceduri distincte, una de emisie și cealaltă de recepție. Emițătorul lucrează la nivelul legătură de date al mașinii sursă, iar receptorul la nivelul legătură de date al mașinii de destinație. Nu se folosesc nici numere de secvență, nici confirmări, așa că nu este nevoie de *MAX_SEQ*. Singurul eveniment posibil este *frame_arrival* (sosirea unui cadru nealterat).

Emițătorul este într-un ciclu infinit care doar inserează datele pe linie cât poate de repede. Ciclul constă din trei acțiuni: preluarea unui pachet de date de la nivelul rețea (care este întotdeauna serviabil), construirea unui cadru de ieșire folosind variabila *s* și trimiterea cadrului pe drumul său. Acest protocol utilizează numai câmpul *info* al cadrului, deoarece celelalte câmpuri se referă la erori și secvențe de control, iar în cazul nostru nu există erori sau restricții de control.

Receptorul este la fel de simplu. Inițial el așteaptă să se întâmple ceva, singura posibilitate fiind sosirea unui cadru nealterat. În cele din urmă, cadrul ajunge, iar procedura *wait_for_event* se întoarce cu *event* setat la *frame_arrival* (care este oricum ignorat). Apelul rutinei *from_physical_layer* mută cadrul nou sosit din zona tampon a echipamentului în variabila *r*. În cele din urmă pachetul de date este trimis nivelului rețea și nivelul legătură de date revine la starea de așteptare a cadrului următor, autosuspendându-se pur și simplu până la sosirea unui nou cadru.

```
/* Protocolul 1 (utopia) asigură transmitere de date doar într-o direcție, de la transmițător la receptor. Canalul de comunicație se presupune a fi fără erori, iar despre receptor se presupune că este capabil să prelucreze infinit de repede tot ce primește de la intrare. Deci, transmițătorul nu face decât să stea într-o buclă, pompând date pe linie cât de repede poate */

typedef enum {frame_arrival} event_type;
#include "protocol.h"

void sender1(void)
{
 frame s;                                        /* tampon pentru cadrul transmis */
 packet buffer;                                  /* tampon pentru pachetul transmis */

 while (true) {
   from_network_layer(&buffer);                  /* preia ceva de transmis */
   s.info = buffer;                              /* îl copiază în s pentru transmitere */
   to_physical_layer(&s);                        /* îl trimite pe traseu */
 }
/* Tomorrow, and tomorrow, and tomorrow

Creeps in this petty pace from day to day

To the last syllable of recorded time

- Macbeth, V, v */
 }

 void receiver1(void)
 {
  frame r;
  event_type event;                      /* completat de rutina wait, dar neutilizat aici */

  while (true) {
    wait_for_event(&event);               /* singura posibilitate este sosirea unui cadru */
    from_physical_layer(&r);                                /* preia cadrul sosit */
    to_network_layer(&r.info);                        /* predă datele nivelului rețea */
  }
 }
```

Fig. 3-10. Un protocol simplex fără restricții.

3.3.2 Un protocol simplu Stop-and-Wait (pas-cu-pas)

Acum vom renunța la cea mai nerealistă restricție utilizată în protocolul 1: posibilitatea ca nivelul rețea receptor să prelucreze datele de intrare cu viteză infinită (sau echivalent, prezența în nivelul legăturii de date receptor a unui tampon infinit în care să fie memorate, cât timp își așteaptă rândul, toate cadrele sosite). Totuși, se presupune în continuare că nu se produc erori pe canalul de comunicație și că traficul de date este încă simplex.

Principala problemă pe care trebuie să o rezolvăm aici este cum să evităm ca emițătorul să inunde receptorul cu date care sosesc mai rapid decât poate acesta să prelucreze. În esență, dacă receptorul are nevoie de un timp Δt ca să execute *from_physical_layer* și *to_network_layer*, atunci emițătorul trebuie să transmită la o viteză medie mai mică de un cadru la fiecare interval de timp de Δt. Mai mult, dacă presupunem că echipamentul receptor nu realizează automat memorarea în zona tam-

pon și gestiunea cozii de așteptare, atunci emițătorul nu trebuie să transmită niciodată un nou cadru până când cel vechi nu a fost preluat de rutina *from_physical_layer*, ca nu cumva cel nou să se scrie peste cel vechi.

În anumite situații speciale (de exemplu, transmisie sincronă și un nivel legătură de date receptor complet dedicat prelucrării unei singure linii de intrare) ar putea fi posibil ca emițătorul să introducă pur și simplu o întârziere în protocolul 1, pentru a-l încetini suficient, astfel încât să se evite inundarea receptorului. Totuși, de obicei, fiecare nivel legătură de date va avea mai multe linii de luat în considerare și intervalul de timp între sosirea unui cadru și începutul prelucrării sale poate varia considerabil. Dacă cei ce proiectează rețele pot calcula comportamentul receptorului în cazul cel mai defavorabil, atunci pot programa emițătorul să transmită atât de încet, încât, chiar dacă fiecare cadru va suferi întârzierea maximă, nu vor exista depășiri. Problema cu această abordare este aceea că este prea conservatoare. Ea conduce la o utilizare a lărgimii de bandă care este cu mult sub optim, cu excepția situației în care cazurile cel mai favorabil și cel mai defavorabil sunt aproape la fel (adică, variația timpului de reacție al nivelului legătură de date este mică).

```
/* Protocolul 2 (stop-and-wait) asigură la rândul său un flux de date unidirecțional, de la
emițător la receptor. Despre canalul de comunicație se presupune din nou că este fără
erori, ca și în protocolul 1. Totuși, de data aceasta, receptorul are doar un tampon de ca-
pacitate limitată și o viteză de prelucrare finită, așa că protocolul trebuie să împiedice
în mod explicit emițătorul să inunde receptorul cu date mai repede decât le poate trata
acesta. */

typedef enum {frame_arrival} event_type;
#include "protocol.h"

void sender2(void)
{
 frame s;                                              /* tampon pentru cadrul trimis */
 packet buffer;                                        /* tampon pentru pachetul trimis */
 event_type event;                        /* singura posibilitate este sosirea unui cadru */

 while (true) {
   from_network_layer(&buffer);                              /* preia ceva de transmis */
   s.info = buffer;                                /* îl copiază în s pentru transmitere */
   to_physical_layer(&s);                                    /* la revedere, micuț cadru */
   wait_for_event(&event);                       /* nu continuă până nu primește semnalul */
 }
}

void receiver2(void)
{
 frame r, s;                                           /* zone tampon pentru cadre */
 event_type event;                        /* singura posibilitate este sosirea unui cadru */

 while (true) {
   wait_for_event(&event);                 /* singura posibilitate este sosirea unui cadru */
   from_physical_layer(&r);                                  /* preia cadrul sosit */
   to_network_layer(&r.info);                          /* livrează datele nivelului rețea */
   to_physical_layer(&s);            /* trimite un cadru fictiv pentru a trezi emițătorul */
 }
}
```

Fig. 3-11. Un protocol simplex stop-and-wait.

O soluție mult mai generală a acestei dileme este ca receptorul să furnizeze o reacție către emițător. După trimiterea unui pachet către nivelul său rețea, receptorul trimite un mic cadru fictiv către emițător care, de fapt, îi dă emițătorului permisiunea să transmită următorul cadru. După ce a transmis un cadru, emițătorul este obligat de protocol să intre în așteptare un timp, până când sosește micul cadru fictiv (deci confirmarea). Utilizarea reacției de la receptor pentru a anunța emițătorul că poate trimite date este un exemplu de control al fluxului menționat anterior.

Protocoalele în care emițătorul trimite un cadru și apoi, înainte de a continua, așteaptă o confirmare, se numesc **stop-and-wait** (pas-cu-pas). Fig. 3-11 prezintă un exemplu de protocol simplex *stop-and-wait*. Chiar dacă traficul de date este simplex, mergând numai de la emițător la receptor, cadrele se deplasează în ambele direcții. În consecință, canalul de comunicație dintre cele două niveluri legătură de date trebuie să permită transferul de informație bidirecțional. Totuși, acest protocol impune o alternanță strictă a fluxului: mai întâi emițătorul trimite un cadru, apoi receptorul trimite un alt cadru, apoi emițătorul trimite alt cadru ș.a.m.d. În acest caz este suficient un canal fizic semiduplex.

Ca și în protocolul 1, emițătorul începe prin preluarea unui pachet de la nivelul rețea, utilizarea lui pentru construirea unui cadru și trimiterea acestuia. Numai că acum, spre deosebire de protocolul 1, emițătorul trebuie să aștepte până când sosește un cadru de confirmare, înainte de a relua ciclul și a prelua următorul pachet de la nivelul rețea. Nivelul legătură de date care transmite nu are nevoie să inspecteze cadrul care sosește: nu există decât o singură posibilitate. Cadrul primit este întotdeauna o confirmare.

Singura diferență dintre *receiver1* și *receiver2* este aceea că după transmiterea unui pachet către nivelul rețea, *receiver2* trimite un cadru de confirmare înapoi la emițător, înainte de a intra din nou în bucla de așteptare. Deoarece numai sosirea cadrului de întoarcere la emițător este importantă, nu și conținutul lui, receptorul nu trebuie să pună nici o informație particulară în el.

3.3.3 Un protocol simplex pentru un canal cu zgomote

Să considerăm situația normală a unui canal de comunicație care pot apărea erori. Cadrele pot fi fie modificate, fie complet pierdute. Totuși, presupunem că dacă un cadru a fost modificat în tranzit, echipamentul receptor va detecta acest lucru atunci când calculează suma de control. Dacă un cadru este modificat într-un asemenea mod, încât suma de control este totuși corectă, situație care este foarte puțin probabilă, acest protocol (și toate celelalte protocoale) pot eșua (adică, trimit un pachet incorect către nivelul rețea).

La prima vedere s-ar părea că o variantă a protocolului 2 va funcționa: adăugarea unui contor de timp (ceas). Emițătorul poate trimite un cadru, dar receptorul va trimite un cadru de confirmare numai dacă informația a fost recepționată corect. Dacă la receptor ajunge un cadru modificat, el va fi eliminat. După un timp, emițătorul va ieși din așteptare și va retrimite cadrul. Acest proces va fi repetat până când cadrul va ajunge în final intact. Schema de mai sus conține o eroare fatală. Gândiți-vă la problemă și încercați să descoperiți ce este greșit înainte să citiți mai departe.

Pentru a vedea ce poate merge rău, amintiți-vă care este sarcina proceselor nivelului legătură de date - aceea de a asigura comunicație fără erori, transparentă, între procesele nivelului rețea. Nivelul rețea de pe mașina *A* dă o serie de pachete nivelului său legătură de date, care trebuie să asigure o serie identică de pachete nivelului rețea de pe mașina *B* prin nivelul său legătură de date. În particular, nivelul rețea de pe *B* nu are nici o posibilitate să știe că un pachet a fost pierdut sau duplicat, așa că nivelul legătură de date trebuie să garanteze că nici o combinație de erori de transmisie, indiferent cât de puțin probabile, nu poate produce un pachet duplicat care să fie transmis nivelului rețea.

Să considerăm următorul scenariu:

1. Nivelul rețea de pe *A* trimite pachetul 1 către nivelul său legătură de date. Pachetul este corect recepționat de *B* și este trimis nivelului rețea de pe *B*. *B* trimite un cadru de confirmare înapoi lui *A*.
2. Cadrul de confirmare s-a pierdut complet. El nu va mai ajunge deloc. Viața ar fi cu mult mai simplă în cazul în care canalul ar altera sau pierde doar cadre de date, nu și cadre de control, dar, din nefericire, canalul nu face discriminări.
3. Nivelul de legătură de date de pe *A* așteaptă expirarea timpului limită. Nerecepționând o confirmare, el presupune (incorect) că acel cadru de date a fost modificat sau pierdut și trimite încă o dată cadrul conținând pachetul 1.
4. Cadrul duplicat ajunge și el cu bine la nivelul legătură de date *B* și este trimis nivelului rețea de acolo. Dacă *A* trimite un fișier lui *B*, o porțiune de fișier va fi duplicată (adică, copia fișierului făcută de *B* va fi incorectă și eroarea nu va fi detectată). Cu alte cuvinte, protocolul va eșua.

În mod clar, este necesară o soluție ca receptorul să poată distinge un cadru pe care îl vede pentru prima dată de o retransmisie. Soluția evidentă este aceea ca emițătorul să pună un număr de secvență în antetul fiecărui cadru pe care îl trimite. Apoi receptorul poate verifica numărul de secvență al fiecărui cadru sosit pentru a vedea dacă este un cadru nou sau un duplicat ce trebuie eliminat.

Deoarece este de dorit ca un antet de cadru să fie de dimensiune mică, se pune întrebarea următoare: care este numărul minim de biți necesari pentru numărul de secvență? Singura ambiguitate în acest protocol este între un cadru m și succesorul său $m+1$. În cazul în care cadrul m este pierdut sau modificat, receptorul nu îl va confirma, așa încât emițătorul va încerca să-l retransmită. Odată ce a fost corect recepționat, receptorul va trimite o confirmare înapoi la emițător. Aici este punctul în care putem să avem necazuri. După cum cadrul de confirmare ajunge sau nu corect înapoi la emițător, emițătorul va încerca să transmită m sau $m+1$.

Evenimentul care determină emițătorul să înceapă transmiterea lui $m+2$ este sosirea unei confirmări pentru $m+1$. Dar aceasta presupune că m a fost recepționat corect și, mai mult, confirmarea a fost de asemenea corect recepționată de emițător (altfel emițătorul nu ar fi trimis $m+1$, ca să nu mai vorbim de $m+2$). În consecință, singura ambiguitate este între un cadru și predecesorul sau succesorul său imediat, nu între ultimii doi.

Este deci suficient un număr de secvență de 1 bit (0 sau 1). La fiecare moment de timp, receptorul așteaptă un anumit număr de secvență. Orice cadru sosit, care conține un număr de secvență greșit este rejectat ca duplicat. Atunci când sosește un cadru cu număr de secvență corect, acesta este acceptat și transmis nivelului rețea. Apoi numărul de secvență așteptat este incrementat modulo 2 (adică, 0 devine 1 și 1 devine 0).

Un exemplu de astfel de protocol este prezentat în fig. 3-12. Protocoalele în care emițătorul așteaptă pentru o confirmare pozitivă înaintea de a trece la următorul element de date se numesc deseori **PAR (Positive Acknowledgement with Retransmision**, rom.: confirmare pozitivă cu retransmitere) sau **ARQ** (**Automatic Repeat reQuest**, rom: cerere automată de repetare). Asemenea protocolului 2, și acesta transmite datele într-o singură direcție.

Protocolul 3 se deosebește de predecesorii săi prin aceea că și emițătorul și receptorul au o variabilă a cărei valoare este păstrată cât timp nivelul legătură de date este în starea de așteptare. Emițătorul păstrează numărul de secvență al următorului cadru de transmis în *next_frame_to_send*; receptorul păstrează numărul de secvență al următorului cadru așteptat în *frame_expected*. Fiecare protocol are o scurtă fază de inițializare înainte de a intra în bucla infinită.

```
/* Protocolul 3 (par) permite un flux de date unidirecțional, printr-un canal nesigur. */

#define MAX_SEQ 1                                /* trebuie să fie 1 pentru protocolul 3 */
typedef enum {frame_arrival, cksum_err, timeout} event_type;
#include "protocol.h"

void sender3(void)
{
 seq_nr next_frame_to_send;          /* numărul de secvență al următorului cadru trimis */
 frame s;                                                    /* variabilă temporară */
 packet buffer;                                    /* tampon pentru pachetul transmis */
 event_type event;

 next_frame_to_send = 0;               /* inițializează numerele de secvență de ieșire */
 from_network_layer(&buffer);                                /* preia primul pachet */
 while (true) {
   s.info = buffer;                          /* construiește un cadru pentru transmitere */
   s.seq = next_frame_to_send; /* inserează în cadru un număr de secvență */
   to_physical_layer(&s);                                   /* îl trimite pe traseu */
   start_timer(s.seq);           /* dacă răspunsul întârzie prea mult, timpul va expira */
   wait_for_event(&event);                        /* frame_arrival, cksum_err, timeout */
   if (event == frame_arrival) {                              /* preia confirmarea */
     from_physical_layer(&s);
    if(s.ack==next_frame_to_send) {
      stop_timer(s.ack);                                        /* oprește ceasul */
      from_network_layer(&buffer);               /* preia următorul pachet de transmis */
      inc(next_frame_to_send);                      /* inversează next_frame_to_send */
   }
 }
 }
}

void receiver3(void)
{
 seq_nr frame_expected;
 frame r, s;
 event_type event;

 frame_expected = 0;
 while (true) {
   wait_for_event(&event);                       /* variante: frame_arrival, cksum_err */
   if (event == frame_arrival) {                           /* a sosit un cadru corect */
     from_physical_layer((r);                               /* preia cadrul nou sosit */
     if (r.seq == frame_expected) {                  /* este cel pe care îl așteptam */
       to_network_layer((r.info);                 /* transferă datele nivelului rețea */
       inc(frame_expected);                        /* incrementează număr de secvență */
     }
     s.ack=1-frame_expected;                       /* spune care frame este confirmat */
     to_physical_layer(&s);               /* nici unul dintre câmpuri nu este utilizat */
   }
 }
}
```

Fig. 3-12. Un protocol cu confirmare pozitivă și retransmitere.

După transmiterea unui cadru, emițătorul declanșează contorul de timp. Dacă acesta era deja pornit, atunci va fi resetat pentru un nou interval complet. Intervalul de timp trebuie să fie ales astfel, încât să permită sosirea cadrului la receptor, prelucrarea sa de către receptor, chiar și în cazul cel mai defavorabil, și propagarea cadrului de confirmare înapoi la emițător. Numai atunci când a expirat acest interval de timp se poate spune cu siguranță că s-a pierdut fie cadrul transmis, fie confirmarea sa și se poate trimite un duplicat. Dacă intervalul de timp este prea mic, emițătorul va transmite cadre care nu sunt necesare. Aceste cadre nu influențează corectitudinea protocolului, dar îi afectează performanțele.

După transmiterea unui cadru și pornirea contorului de timp, emițătorul așteaptă să se întâmple ceva interesant. Există doar trei posibilități: un cadru de confirmare ajunge intact, sosește un cadru de confirmare eronat sau expiră timpul. Dacă sosește o confirmare validă, atunci emițătorul preia următorul pachet de la nivelul rețea și îl pune în tampon, scriind peste pachetul anterior. De asemenea avansează numărul de secvență. Dacă sosește un cadru modificat sau nu sosește nici un cadru, nu se modifică nici tamponul și nici numărul de secvență, așa că poate fi transmis un duplicat.

Atunci când la receptor sosește un cadru corect, este verificat numărul de secvență, pentru a vedea dacă nu cumva este un duplicat. Dacă nu, este acceptat, transmis nivelului rețea și este generată o confirmare. Cadrele duplicate și cele modificate nu sunt trimise către nivelul rețea.

3.4 PROTOCOALE CU FEREASTRĂ GLISANTĂ

În protocoalele anterioare, cadrele cu date erau transmise într-o singură direcție. În cele mai multe situații practice, este necesar să se transmită date în ambele direcții. O modalitate de a realiza transmisia de date full-duplex este de a avea două canale de comunicație separate, fiecare dintre ele fiind utilizat pentru traficul de date simplex (în direcții diferite). Dacă se face aceasta, vom avea două circuite fizice separate, fiecare cu un canal "direct" (eng.: forward) pentru date și un canal "invers" (eng.: reverse) pentru confirmări. În ambele cazuri lărgimea de bandă a canalului invers este irosită aproape în totalitate. Ca efect, utilizatorul plătește pentru două circuite, dar utilizează doar capacitatea unuia.

O idee mai bună este să se utilizeze același circuit pentru date în ambele direcții. În definitiv, la protocoalele 2 și 3 a fost deja utilizată transmiterea cadrelor în ambele sensuri și canalul invers are aceeași capacitate ca și canalul direct. În acest model, cadrele cu date de la A la B sunt amestecate cu cadrele de confirmare de la A la B. Uitându-se la câmpul *kind* din antetul cadrului ce a sosit, receptorul poate spune dacă este vorba de un cadru de date sau de confirmare.

Cu toate că întrepătrunderea cadrelor de date și control pe același circuit constituie o îmbunătățire față de cazul utilizării a două circuite fizice separate, mai este posibilă încă o îmbunătățire. Atunci când sosește un cadru cu date, în locul emiterii imediate a unui cadru de control separat, receptorul stă și așteaptă până când nivelul rețea îi dă următorul pachet. Confirmarea este atașată cadrului cu date de ieșire (utilizând câmpul *ack* din antetul cadrului). De fapt, confirmarea este transportată pe gratis de către următorul cadru cu date de ieșire. Tehnica întârzierii confirmării, astfel încât să poată fi agățată de următorul cadru de date, este cunoscută ca **atașare** (eng.: **piggybacking**).

Principalul avantaj al utilizării tehnicii de atașare în comparație cu utilizarea cadrelor de confirmare distincte este o mai bună utilizare a lărgimii de bandă disponibile. Câmpul *ack* din antetul ca-

drului ocupă doar câțiva biți, în timp ce un cadru separat va necesita un antet, confirmarea și o sumă de control. În plus, mai puține cadre transmise înseamnă mai puține întreruperi datorate "sosirii cadrelor" și probabil mai puține zone tampon în receptor, în funcție de modul în care sunt organizate programele receptorului. În următorul protocol ce va fi examinat, câmpul de atașare ocupă doar un bit în antetul cadrului. Arareori ocupă mai mult de câțiva biți.

Totuși, tehnica de atașare introduce o complicație care nu era prezentă în cazul confirmărilor separate. Cât timp trebuie să aștepte nivelul legătură de date pachetul la care să atașeze confirmarea? Dacă nivelul legătură de date așteaptă mai mult timp decât perioada de timeout a emițătorului, cadrul va fi retransmis, anulând complet rolul confirmărilor. Dacă nivelul legătură de date ar fi un oracol și ar putea prezice viitorul, ar putea ști când va sosi următorul pachet de la nivelul rețea și ar putea decide dacă să îl aștepte sau să trimită imediat o confirmare separată, în funcție de cât de lungă urmează să fie așteptarea. Desigur, nivelul legătură de date nu poate prezice viitorul, așa că trebuie să recurgem la câteva scheme ad-hoc, cum ar fi așteptarea pentru un număr fixat de milisecunde. Dacă un nou pachet sosește repede, confirmarea este adăugată în el; altfel, dacă până la sfârșitul acestei perioade de timp nu a sosit un nou pachet, nivelul legătură de date trimite un cadru de confirmare separat.

Următoarele trei protocoale sunt protocoale bidirecționale care aparțin unei clase de protocoale numite protocoale cu **fereastră glisantă** (eng.: **sliding window**). Cele trei diferă între ele în termeni de eficiență, complexitate și necesar de tampoane, așa cum vom vedea mai târziu. În cadrul acestora, ca în toate protocoalele cu fereastră glisantă, fiecare cadru expediat conține un număr de secvență cuprins între 0 și o valoare maximă. Maximul este de obicei 2^n -1, ca numărul de secvență să se încadreze exact într-un câmp de n biți. Protocoalele cu fereastră glisantă pas-cu-pas utilizează n=1, restricționând numerele de secvență la 0 și 1, dar versiuni mai sofisticate pot utiliza o valoare arbitrară a lui n.

Esența protocoalelor cu fereastră glisantă este aceea că, la orice moment de timp, emițătorul menține o mulțime de numere de secvență care corespund cadrelor pe care are permisiunea să le trimită. Se spune că aceste cadre aparțin **ferestrei de transmisie** (eng.: **sending window**). Similar, receptorul menține de asemenea o **fereastră de recepție** (eng.: **receiving window**), ce corespunde mulțimii de cadre care pot fi acceptate. Fereastra emițătorului și fereastra receptorului nu trebuie să aibă aceleași limite minime și maxime și nici măcar aceeași dimensiune. În unele protocoale ele au dimensiune fixă, dar în altele ele pot crește sau scădea pe măsură ce cadrele sunt emise sau recepționate.

Chiar dacă aceste protocoale dau nivelului legătură de date mai multă independență în ceea ce privește ordinea în care poate primi sau recepționa cadre, nu am renunțat la cerința ca protocolul să livreze pachetele la nivelul rețea destinație în aceeași ordine în care acestea sunt trimise către nivelul legătură de date de pe mașina emițătoare. Nu am modificat nici condiția impusă canalului fizic de comunicație, care trebuie să se comporte "ca un fir", adică trebuie să trimită toate cadrele în ordinea emiterii.

Numerele de secvență din cadrul ferestrei emițătorului reprezintă cadre transmise sau cadre ce pot fi transmise, dar încă neconfirmate. De fiecare dată când de la nivelul rețea sosește un nou pachet, acestuia îi este atribuit următorul număr de secvență, iar marginea superioară a ferestrei este avansată cu unu. Atunci când sosește o confirmare, crește cu unu limita inferioară a ferestrei. În acest mod, fereastra menține continuu o listă de cadre neconfirmate. Un exemplu este prezentat în fig. 3-13.

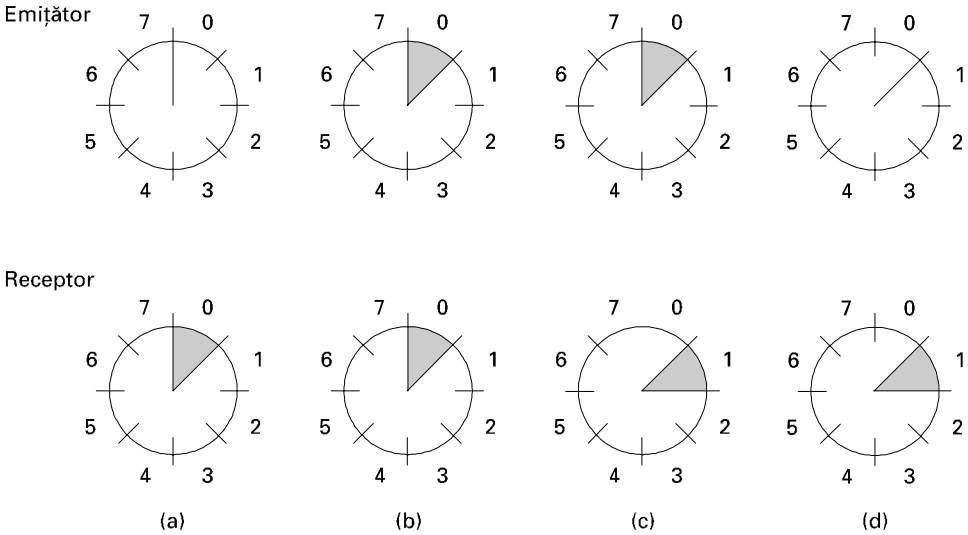


Fig. 3-13. O fereastră glisantă de dimensiune 1, cu număr de secvență de 3 biți. (a) Inițial. (b) După ce a fost transmis primul cadru. (c) După ce a fost recepționat primul cadru. (d) După ce a fost recepționată prima confirmare.

Deoarece cadrele din fereastra curentă a emițătorului pot fi pierdute sau modificate pe traseu, emițătorul trebuie să păstreze toate aceste cadre în memoria sa pentru o posibilă retransmisie. Astfel, dacă dimensiunea maximă a ferestrei este *n*, emițătorul are nevoie de *n* tampoane pentru a păstra cadrele neconfirmate. Dacă fereastra crește la dimensiunea maximă, nivelul legătură de date al emițătorului trebuie să forțeze închiderea nivelului rețea până când se eliberează un tampon.

Fereastra nivelului legătură de date receptor corespunde cadrelor pe care acesta le poate accepta. Orice cadru din afara ferestrei este eliminat fără comentarii. Atunci când este recepționat un cadru al cărui număr de secvență este egal cu marginea inferioară a ferestrei, acesta este trimis nivelului rețea, este generată o confirmare și fereastra se deplasează cu o unitate. Spre deosebire de fereastra emițătorului, fereastra receptorului rămâne întotdeauna la dimensiunea inițială. De notat că o fereastră de dimensiune 1 înseamnă că nivelul legătură de date acceptă numai cadre ordonate, dar pentru ferestre mari afirmația nu mai este valabilă. Nivelul rețea este, dimpotrivă, alimentat întotdeauna cu date în ordine corectă, indiferent de dimensiunea ferestrei nivelului legătură de date.

Fig. 3-13 prezintă un exemplu cu o fereastră de dimensiune maximă 1. Inițial, nu sunt emise cadre, așa că marginile inferioară și superioară ale ferestrei emițătorului sunt egale, dar o dată cu trecerea timpului, situația evoluează ca în figură.

3.4.1 Un protocol cu fereastră glisantă de un bit

Înainte de a analiza cazul general, să examinăm mai întâi un protocol cu fereastră glisantă având dimensiunea maximă a ferestrei 1. Un astfel de protocol utilizează metoda stop-and-wait, deoarece emițătorul transmite un cadru și așteaptă confirmarea sa înaintea transmiterii următorului cadru.

Fig. 3-14 prezintă un astfel de protocol. Ca și alte protocoale, acesta începe prin definirea unor variabile. *Next_frame_to_send* arată ce cadru încearcă să transmită emițătorul. Similar, *frame_ expected* arată ce cadru este așteptat de receptor. În ambele cazuri singurele posibilități sunt 0 și 1.

```
/* Protocolul 4 (fereastră glisantă) este bidirecțional. */

#define MAX_SEQ 1                                   /* pentru protocolul 4 trebuie să fie 1 */
typedef enum {frame_arrival, cksum_err, timeout} event_type;
#include "protocol.h"

void protocol4(void)
{
 seq_nr next_frame_to_send;                                          /* doar 0 sau 1 */
 seq_nr frame_expected;                                              /* doar 0 sau 1 */
 frame r, s;                                                  /* variabile temporare */
 packet buffer;                                  /* pachetul curent, care este transmis */
 event_type event;

 next_frame_to_send = 0;                            /* următorul cadru pe fluxul de ieșire */
 frame_expected = 0;                           /* numărul de secvență al cadrului așteptat */
 from_network_layer(&buffer);                       /* preia un pachet de la nivelul rețea */
 s.info = buffer;                                /* pregătește trimiterea cadrului inițial */
 s.seq = next_frame_to_send;                     /* inserează în cadru numărul de secvență */
 s.ack = 1 - frame_expected;                                  /* confirmare atașată */
 to_physical_layer(&s);                                         /* transmite cadrul */
 start_timer(s.seq);                                             /* pornește ceasul */
 while (true) {
   wait_for_event(&event);                        /* frame_arrival, cksum_err sau timeout */
   if (event == frame_arrival) {                          /* un cadru a ajuns nedeformat */
     from_physical_layer(&r);                                        /* preia cadrul */
     if (r.seq == frame_expected) {                    /* tratează fluxul de cadre sosite */
       to_network_layer(&r.info);                       /* predă pachetul nivelului rețea */
       inc(frame_expected);                    /* inversează numărul de secvență așteptat */
     }
     if (r.ack == next_frame_to_send)              { /* tratează fluxul de cadre de ieșire */
       stop_timer(r.ack);                                          /* oprește ceasul */
       from_network_layer(&buffer);              /* preia un nou pachet de la nivelul rețea */
       inc(next_frame_to_send);           /*inversează numărul de secvență al emițătorului */
     }
   }
   s.info = buffer;                                    /* construiește cadrul care iese */
   s.seq = next_frame_to_send;                         /* inserează un număr de secvență */
   s.ack = 1 - frame_expected;           /* numărul de secvență al ultimului cadru primit */
   to_physical_layer(&s);                                       /* transmite un cadru */
   start_timer(s.seq);                                             /* pornește ceasul */
 }
}
```

Fig. 3-14.Un protocol cu fereastră glisantă de 1 bit.

În mod normal, unul dintre cele două niveluri legătură de date pornește primul trimițând primul cadru. Cu alte cuvinte, numai unul din programele nivelului legătură de date va conține apelurile procedurilor *to_physical_layer* și *start_timer* în afara buclei principale. În eventualitatea că ambele niveluri legătură de date pornesc simultan, apare o situație specială, care va fi discutată mai târziu. Mașina care pornește prima preia primul pachet de la nivelul rețea propriu, construiește din el un cadru și îl trimite. Când acest cadru (sau oricare altul) sosește, nivelul legătură de date receptor verifică dacă nu cumva este un duplicat, exact ca în protocolul 3. Dacă respectivul cadru este cel așteptat, atunci este trimis nivelului rețea și fereastra receptorului este deplasată.

Câmpul de confirmare conține numărul ultimului cadru recepționat fără eroare. Dacă acest număr corespunde cu numărul de secvență al cadrului pe care emițătorul încearcă să-l transmită, emițătorul știe că a terminat cu cadrul memorat în tampon și poate prelua următorul pachet de la nivelul său rețea. Dacă numărul de secvență nu corespunde, el trebuie să continue să trimită același cadru. De fiecare dată când este recepționat un cadru, un alt cadru este trimis de asemenea înapoi.

Să examinăm acum cât de fiabil este protocolul 4 la condițiile limită. Să presupunem că *A* încearcă să trimită cadrul 0 lui *B* și *B* încearcă să trimită cadrul său 0 lui *A*. Să presupunem că *A* trimite un cadru lui *B*, dar timpul de expirare al lui *A* este puțin prea scurt. În consecință, datorită expirării repetate a timpului, *A* va trimite o serie de cadre identice, toate cu *seq*=0 și *ack*=1.

Atunci când la *B* sosește primul cadru corect, el va fi acceptat și *frame_expected* va fi setat la 1. Toate cadrele următoare vor fi respinse, deoarece B așteaptă cadre cu numărul de secvență 1, nu 0. Mai mult, deoarece toate duplicatele au *ack*=1 și B este încă în așteptarea confirmării lui 0, B nu va prelua un nou pachet de la nivelul său rețea.

După sosirea fiecărui duplicat respins, B trimite lui A un cadru conținând *seq*=0 și *ack*=0. În cele din urmă, unul dintre acestea sosește corect la *A,* făcându-l pe *A* să înceapă să trimită următorul pachet. Nici o combinație de cadre pierdute sau de intervale de ceas reduse nu poate face ca protocolul să furnizeze pachete duplicate către vreunul dintre nivelurile rețea, să sară un pachet sau să se blocheze.

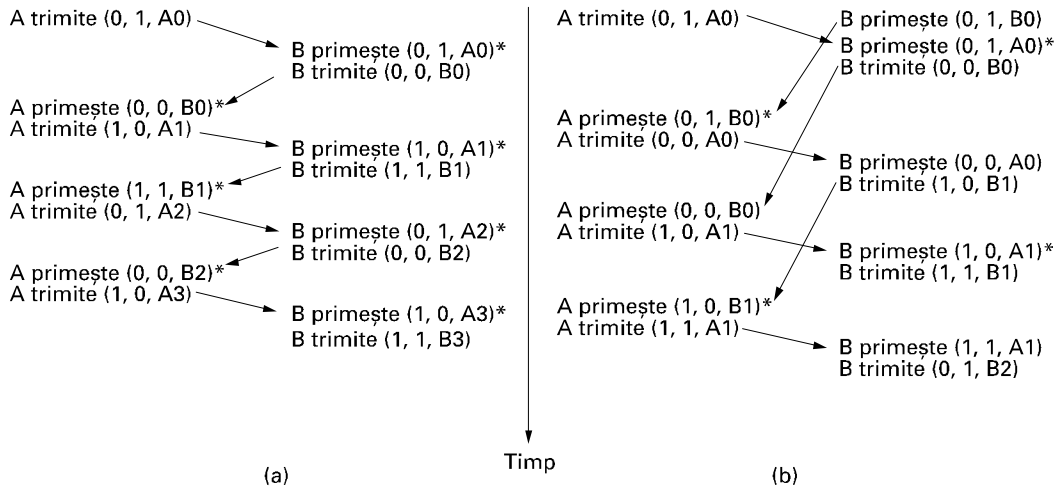


Fig. 3-15. Două scenarii pentru protocolul 4. (a) Cazul normal. (b) Cazul special. Notația este (seq, ack, packet number). Un asterisc arată că nivelul rețea acceptă un pachet.

Totuși, dacă ambele părți trimit simultan un pachet inițial, atunci apare o situație specială. Această dificultate de sincronizare este ilustrată de fig. 3-15. În partea (a) este prezentată funcționarea normală a protocolului. În (b) este ilustrată situația specială. Dacă *B* așteaptă primul cadru de la *A* înainte de a-l trimite pe al său, secvența de acțiuni este cea arătată în (a) și fiecare cadru este acceptat. Totuși, dacă *A* și *B* inițiază comunicația simultan, primele lor cadre se încrucișează și nivelurile legătură de date ajung în situația (b). În (a) fiecare sosire de cadru aduce un nou pachet pentru nivelul rețea; nu există duplicate. În (b) jumătate din cadre conțin duplicate, chiar dacă nu există erori de transmisie. Situații similare pot să apară ca rezultat al expirării premature a timpului, chiar dacă una dintre părți începe prima. De fapt, dacă intervin mai multe expirări premature, atunci cadrele pot fi trimise de trei sau mai multe ori.

3.4.2 Un protocol de revenire cu *n* pași (Go Back n)

Până acum am făcut presupunerea tacită că timpul de transmisie necesar pentru ca un cadru să ajungă la receptor plus timpul de transmisie a confirmării este neglijabil. Uneori această presupunere este în mod cert falsă. În aceste situații timpul mare de transfer poate avea implicații importante pentru eficiența utilizării lărgimii de bandă. Ca exemplu, să considerăm un canal de satelit de 50 Kbps cu timpul de întârziere datorită propagării dus-întors de 500 milisecunde. Să ne imaginăm că încercăm să utilizăm protocolul 4 pentru a trimite cadre de 1000 de biți prin satelit. La $t = 0$ emițătorul începe să trimită primul cadru. Considerând cele mai optimiste condiții (fără așteptare la receptor și un cadru de confirmare scurt), cadrul nu poate ajunge în totalitate la receptor înainte de $t = 270$ milisecunde, iar confirmarea nu poate ajunge înapoi la emițător înainte de $t = 520$ milisecunde. Aceasta înseamnă că emițătorul a fost blocat pentru 500/520 sau 96% din timp. Cu alte cuvinte, a fost utilizată doar 4% din lărgimea de bandă. Evident, combinația dintre un timp de tranziție lung, lărgime de bandă mare și un cadru de lungime mică este dezastruoasă din punct de vedere al eficienței.

Problema descrisă anterior poate fi privită ca o consecință a regulii care cere ca un emițător să aștepte o confirmare înaintea trimiterii unui alt cadru. Dacă relaxăm această restricție, poate fi atinsă o eficiență mult mai ridicată. Practic, soluția constă în a permite emițătorului să transmită până la *w* cadre, în loc de unul singur. Cu o alegere potrivită a lui *w* emițătorul va putea să transmită continuu cadre pentru un timp egal cu timpul de tranzit, fără a umple fereastra. În exemplul anterior *w* va fi minim 26. Emițătorul începe emiterea cadrului 0 ca mai înainte. În momentul în care se termină trimiterea a 26 de cadre, la $t = 520$, va sosi și confirmarea pentru cadrul 0. Apoi, confirmările vor sosi la fiecare 20 milisecunde, așa încât emițătorul primește întotdeauna permisiunea să continue exact atunci când dorește. În permanență există 25 sau 26 cadre neconfirmate. Cu alte cuvinte dimensiunea maximă a ferestrei emițătorului este de 26.

Nevoia pentru o fereastră mare la emițător apare atunci când produsul lărgime de bandă x timpul de propagare dus-întors este mare. Dacă lărgimea de bandă este mare, chiar și pentru întârzieri moderate, emițătorul își va termina repede fereastra. Daca întârzierea este mare (de exemplu, canal de satelit), emițătorul își va termina fereastra chiar și pentru lărgimi de bandă moderate. Produsul acestor doi factori spune de fapt care este capacitatea canalului, iar pentru a opera la eficiență maximă, emițătorul trebuie sa fie capabil sa o umple fără să se oprească.

Această tehnică este cunoscută ca **bandă de asamblare** (eng.: **pipelining**). Considerând capacitatea canalului de *b* biți pe secundă, dimensiunea cadrului de *l* biți și timpul de propagare dus-întors *R* secunde, timpul necesar pentru a transmite un singur cadru este *l*/*b* secunde. După ce a fost transmis ultimul bit al unui cadru de date, apare o întârziere de *R*/*2* înainte ca biții să ajungă la receptor și o altă întârziere de cel puțin *R*/*2* pentru sosirea confirmării, rezultând o întârziere totală de *R*. În cazul protocoalelor pas-cu-pas, linia este ocupată pentru un timp egal cu *l*/*b* și în așteptare pentru un timp egal cu *R*, rezultând:

$$\text{utilizarea liniei} = l/(l+bR).$$

Dacă $l < bR$, eficiența va fi mai mică de 50%. Deoarece până la întoarcerea confirmării există întotdeauna o întârziere nenulă, în principiu poate fi folosită banda de asamblare, pentru a ține linia ocupată tot acest interval, dar dacă intervalul este mic, complexitatea suplimentară face efortul inutil.

Utilizarea benzii de asamblare în cazul unui canal de comunicație nesigur ridică probleme serioase. Mai întâi să vedem ce se întâmplă dacă un cadru din mijlocul unui șir lung este modificat sau pierdut. Multe cadre succesive vor ajunge la receptor înainte ca emițătorul să observe că ceva

este greșit. Atunci când un cadru modificat ajunge la receptor este evident că el trebuie eliminat, dar ce trebuie să facă receptorul cu toate cadrele corecte care urmează? Să reamintim că nivelul legătură de date receptor este obligat să livreze pachete către nivelul rețea în secvență. În fig. 3-16, se prezintă efectele utilizării benzii de asamblare asupra revenirii în caz de eroare. Acum le vom examina în detaliu.

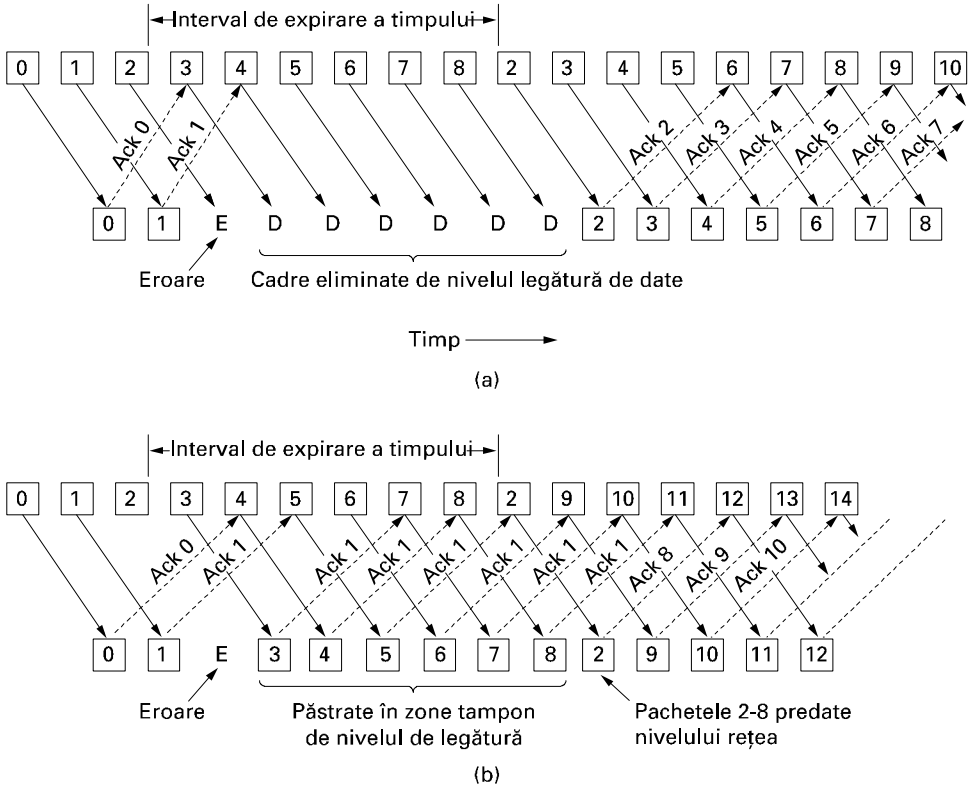


Fig. 3-16. Folosirea benzii de asamblare și revenirea din eroare. Efectul unei erori când (a) dimensiunea ferestrei receptoare este 1 și (b) dimensiunea ferestrei receptorului este mare.

Există două moduri de bază de tratare a erorilor în prezența benzii de asamblare. Un mod, numit **revenire cu n pași** (eng.: **go back n**), este ca receptorul să elimine pur și simplu cadrele care urmează, netrimițând confirmări pentru cadrele eliminate. Această strategie corespunde unei ferestre de recepție de dimensiune 1. Cu alte cuvinte, nivelul legătură de date refuză să accepte orice cadru exceptându-l pe următorul care trebuie livrat către nivelul rețea. Dacă fereastra emițătorului se umple înaintea expirării contorului de timp, banda de asamblare va începe să se golească. În cele din urmă, timpul emițătorului va expira și se vor retransmite toate cadrele neconfirmate, în ordine, începând cu cadrul pierdut sau modificat. Dacă rata erorilor este mare, această abordare poate risipi o mare parte din lărgimea de bandă.

În fig. 3-16 (a) este prezentat protocolul de revenire cu n pași pentru cazul în care fereastra receptorului are dimensiune unu. Cadrele 0 și 1 sunt primite și confirmate corect. Cadrul 2, totuși, este alterat sau pierdut. Emițătorul, care nu știe de această problemă, continuă să trimită cadre până

când timpul pentru cadrul 2 expiră. Apoi se întoarce la cadrul 2 și o ia de la început cu el, trimițând din nou cadrele 2, 3, 4 etc.

Cealaltă strategie generală de tratare a erorilor atunci când este folosită banda de asamblare se numește **repetare selectivă** (eng.: **selective repeat**). Când aceasta este utilizată, un cadru incorect este respins, dar toate cadrele corecte care îl urmează sunt memorate. Când contorul de timp al emițătorului expiră, cel mai vechi cadru neconfirmat este retransmis. Dacă acest cadru ajunge corect, receptorul poate transmite către nivelul rețea, în ordine, cadrele pe care le-a memorat. Repetarea selectivă este deseori combinată cu utilizarea confirmărilor negative (NAK), care sunt trimise atunci când se detectează o eroare, de exemplu când se primește un cadru cu suma de control incorectă sau cu număr de secvență necorespunzător. Confirmările negative simulează retransmisia înainte de expirarea contorului de timp corespunzător, îmbunătățind astfel performanța.

În fig. 3-16 (b), cadrele 0 și 1 sunt recepționate corect, dar confirmarea pentru cadrul 2 este pierdută. Când cadrul 3 sosește la receptor, nivelul legătură de date observă că a pierdut un cadru, și trimite o confirmare negativă pentru 2, memorând însă cadrul primit. Când cadrele 4, 5 ajung la receptor, sunt la rândul lor memorate de nivelul legătură de date, în loc de a fi transmise nivelului rețea. În cele din urmă, confirmarea negativă pentru 2 ajunge înapoi la emițător, care va retransmite cadrul 2. Când acesta ajunge la receptor, nivelul legătură de date are cadrele 2, 3, 4, 5, și le poate pasa nivelului rețea în ordinea corectă. De asemenea, poate confirma toate cadrele până la 5 inclusiv, așa cum se prezintă în figură. Dacă NAK-ul se pierde, în cele din urmă contorul de timp al emițătorului va expira și acesta va iniția retransmisia, dar în acest fel se pierde mai mult timp. În concluzie, utilizarea confirmărilor negative accelerează retransmiterea unui anumit cadru.

Strategia de repetare selectivă corespunde unei ferestre a receptorului mai mare ca 1. Orice cadru din interiorul ferestrei poate fi acceptat și memorat până când toate cele precedente vor fi trimise nivelului rețea. Dacă fereastra este mare, această abordare poate necesita un spațiu mare de memorie pentru nivelul legătură de date.

Aceste două alternative reprezintă compromisuri între lărgimea de bandă și spațiul ocupat de tampoane la nivelul legătură de date. În funcție de care resursă este mai deficitară, poate fi utilizată una sau cealaltă. Fig. 3-17 prezintă un protocol de tip bandă de asamblare în care nivelul legătură de date receptor acceptă cadre ordonate; cadrele ce urmează după o eroare sunt eliminate. În acest protocol, pentru prima dată, am renunțat la presupunerea că nivelul rețea are o rezervă infinită de pachete care trebuie trimise. Atunci când nivelul rețea are un pachet pe care dorește să-l trimită, poate produce un eveniment *network_layer_ready*. Totuși, pentru a impune regula de control al fluxului, conform căreia nu pot exista decât cel mult *MAX_SEQ* cadre neconfirmate, nivelul legătură de date trebuie să poată să interzică nivelului rețea să îl perturbe cu mai multe. Această funcție este realizată de funcțiile de bibliotecă *enable_network_layer* și *disable_network_layer*.

Observați că în orice moment pot exista cel mult *MAX_SEQ* cadre și nu *MAX_SEQ*+1 cadre neconfirmate, chiar dacă există *MAX_SEQ*+1 numere de secvență: 0, 1, 2, ...*MAX_SEQ*. Pentru a vedea de ce este necesară această restricție, să considerăm următorul scenariu cu *MAX_SEQ* = 7.

1. Emițătorul trimite cadrele de la 0 la 7.
2. O confirmare atașată pentru cadrul 7 ajunge la emițător.
3. Emițătorul trimite alte opt cadre, din nou cu numerele de secvență de la 0 la 7.
4. Acum ajunge o altă confirmare atașată pentru cadrul 7.

```
/* Protocolul 5 (revenire cu n pași) permite mai multe cadre în așteptare. Emițătorul poate
trimite până la MAX_SEQ cadre fără a aștepta confirmare. În plus, spre deosebire de proto-
coalele precedente, acesta nu presupune că nivelul rețea ar avea tot timpul un nou pachet.
În schimb, nivelul rețea provoacă un eveniment network_layer_ready atunci când are de tri-
mis un pachet */

#define MAX_SEQ 7                                              /* trebuie să fie 2^n - 1 */
typedef enum {frame_arrival, cksum_err, timeout, network_layer_ready} event_type;
#include "protocol.h"

static boolean between(seq_nr a, seq_nr b, seq_nr c)
{
 /* întoarce adevărat dacă a <= b < c în mod circular și fals în caz contrar */
 if (((a <= b) && (b < c)) || ((c < a) && (a <= b)) || ((b < c) && (c < a)))
   return(true);
 else
   return(false);
}

static void send_data(seq_nr frame_nr, seq_nr frame_expected, packet buffer[])
{
 /* construiește și trimite un cadru de date */
 frame s;                                                      /* variabilă temporară */

 s.info = buffer[frame_nr];                              /* inserează pachetul în cadru */
 s.seq = frame_nr;                                 /* inserează numărul de secvență în cadru */
 s.ack = (frame_expected + MAX_SEQ) % (MAX_SEQ + 1);             /* atașează confirmarea */
 to_physical_layer(&s);                                          /* transmite cadrul */
 start_timer(frame_nr);                                          /* pornește ceasul */
}

void protocol5(void)
{
 seq_nr next_frame_to_send;              /* MAX_SEQ > 1; utilizat pentru fluxul de ieșire */
 seq_nr ack_expected;                          /* cel mai vechi cadru încă neconfirmat */
 seq_nr frame_expected;                /* următorul cadru așteptat, din fluxul de intrare */
 frame r;                                                      /* variabilă auxiliară */
 packet buffer[MAX_SEQ+1];                          /* zone tampon pentru fluxul de ieșire */
 seq_nr nbuffered;                 /* număr de zone tampon de ieșire utilizate în prezent */
 seq_nr i;                               /* utilizat ca index în vectorul de zone tampon */
 event_type event;
 enable_network_layer();                        /* permite evenimente network_layer_ready */
 ack_expected = 0;                                    /* următoarea confirmare așteptată */
 next_frame_to_send = 0;                                    /* următorul cadru transmis */
 frame_expected = 0;                           /* numărul cadrului așteptat să sosească */
 nbuffered = 0;                      /* inițial în zonele tampon nu există nici un pachet */
 while(true) {
   wait_for_event(&event);               /* patru posibilități: vezi event_type, mai sus */
   switch(event) {
     case network_layer_ready:                  /* nivelul rețea are un pachet de trimis */
       /* acceptă, salvează și transmite un nou cadru */
       from_network_layer(&buffer[next_frame_to_send]);             /* preia noul pachet */
       nbuffered = nbuffered + 1;                       /* extinde fereastra emițătorului */
       send_data(next_frame_to_send, frame_expected, buffer);        /* transmite cadrul */
       inc(next_frame_to_send);      /* crește limita superioară a ferestrei emițătorului */
       break;
```

```
      case frame_arrival:                      /* a sosit un cadru de date sau de control */
        from_physical_layer(&r);                /* preia de la nivelul fizic cadrul sosit */

        if (r.seq == frame_expected) {
                                                /* cadrele sunt acceptate doar în ordine */
        to_network_layer(&r.info);                      /* predă pachetul nivelului rețea */
                  inc(frame_expected);/* crește limita inferioară a ferestrei emițătorului*/
        }
        /* Confirmarea lui n implică n-1, n-2 etc. Verifică acest lucru. */
        while (between(ack_expected, r.ack, next_frame_to_send)) {
        /* tratează confirmarea atașată */
        nbuffered = nbuffered - 1;                /* un cadru mai puțin în zonele tampon */
        stop_timer(ack_expected);                 /* cadrul a sosit intact; oprește ceasul */
        inc(ack_expected);                             /* contractă fereastra emițătorului */
        }
        break;
      case cksum_err: break;                /* cadrele eronate sunt pur și simplu ignorate */
      case timeout:                        /* necaz; retransmite toate cadrele neconfirmate */
        next_frame_to_send = ack_expected;               /* începe retransmiterea de aici */
        for (i=1; i <= nbuffered; i++) {
             send_data(next_frame_to_send, frame_expected, buffer);/* retransmite 1 cadru */
          inc(next_frame_to_send);                /* pregătește transmiterea următorului */
        }

    }

    if (nbuffered < MAX_SEQ)
      enable_network_layer();
    else
      disable_network_layer();
  }
}
```

Fig. 3-17. Un protocol cu fereastră glisantă utilizând revenirea cu n pași.

Întrebarea este: toate cele opt cadre aparținând celui de al doilea lot au ajuns corect ori s-au pierdut în totalitate (considerând respingerile care urmează unei erori ca pierderi)? În ambele cazuri receptorul va trimite cadrul 7 ca o confirmare, deci emițătorul nu are posibilitatea să știe. Din acest motiv, numărul maxim de cadre neconfirmate trebuie limitat la *MAX_SEQ*.

Chiar dacă protocolul 5 nu păstrează cadrele sosite după o eroare, problema memorării nu dispare. Deoarece un emițător poate avea de retransmis la un moment de timp viitor toate cadrele neconfirmate, el trebuie să păstreze toate cadrele transmise până când va fi sigur că au fost acceptate de receptor. Când sosește o confirmare pentru cadrul *n*, cadrele *n*-1, *n*-2 ș.a.m.d. sunt confirmate automat. Această proprietate este foarte importantă atunci când unele dintre cadrele purtătoare de confirmări au fost pierdute sau modificate. De fiecare dată, când sosește o confirmare, nivelul legătură de date verifică să vadă dacă unele tampoane pot fi eliberate. Dacă tampoanele pot fi eliberate (adică există spațiu disponibil în fereastră), atunci nivelul rețea anterior blocat poate primi permisiunea să producă alte evenimente *network_layer_ready*.

În cazul acestui protocol, presupunem că există întotdeauna trafic în direcția inversă de care să se poată atașa confirmările. În caz contrar, confirmările nu pot fi trimise. Protocolul 4 nu are nevoie de această presupunere deoarece acesta trimite înapoi un cadru de fiecare dată când recepționează unul. În protocolul următor, vom rezolva această problemă într-o manieră elegantă.

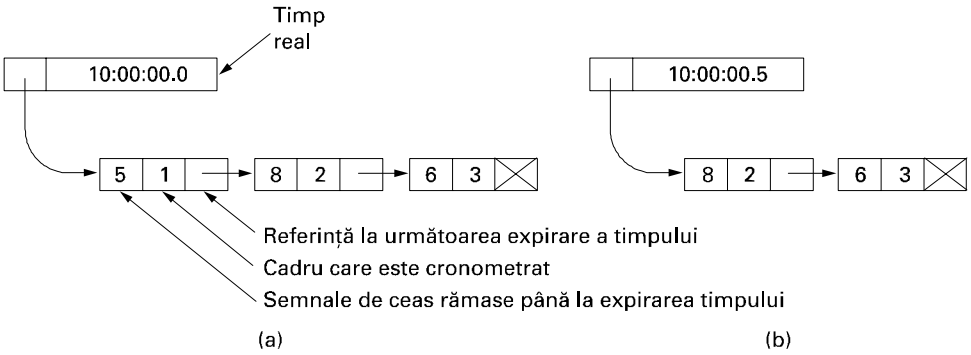


Fig. 3-18. Simularea prin program a contoarelor de timp multiple.

Deoarece protocolul 5 are mai multe cadre neconfirmate, este evident că necesită mai multe contoare de timp, câte unul pentru fiecare cadru neconfirmat. Timpul fiecărui cadru expiră independent de toate celelalte. Toate aceste contoare pot fi simulate ușor prin program, utilizând un singur ceas fizic care produce întreruperi periodice. Contoarele de timp active formează o listă înlănțuită, în fiecare nod existând informații despre câte semnale de ceas mai sunt până la expirarea timpului, cadrul care este cronometrat și un pointer către următorul nod.

Ca o ilustrare a modului în care pot fi implementate contoarele de timp, să considerăm exemplul din fig. 3-18(a). Să presupunem că impulsurile de ceas sunt la fiecare 100 ms. Inițial timpul real este 10:00:00.0; există trei timpi de expirare, la 10:00:00.5, 10:00:01.3 și 10:00:01.9. La fiecare impuls de ceas produs de echipament, timpul real este actualizat și contorul de impulsuri de la capătul listei este decrementat. Atunci când contorul de impulsuri de ceas devine zero, se produce o expirare de timp și nodul este scos din listă, ca în fig. 3-18 (b). Chiar dacă această organizare cere ca lista să fie parcursă când este apelat *start_timer* sau *stop_ timer*, nu va necesita multe operații la fiecare impuls de ceas. În protocolul 5, ambele rutine au un parametru indicând pentru ce cadru se face contorizarea timpului.

3.4.3 Un protocol cu repetare selectivă

Protocolul 5 funcționează bine dacă erorile sunt rare, dar dacă linia este slabă, se pierde mult din lărgimea de bandă cu retransmiterea cadrelor. O altă strategie de tratare a erorilor este ca receptorul să accepte și să numeroteze cadrele care urmează după un cadru deteriorat sau pierdut. Un astfel de protocol nu elimină cadre doar pentru că un cadru anterior a fost deteriorat sau pierdut.

În acest protocol, atât emițătorul cât și receptorul mențin o fereastră de numere de secvență acceptabile. Dimensiunea ferestrei emițătorului începe de la 0 și crește până la un maxim predefinit *MAX_SEQ*. Spre deosebire de aceasta, fereastra receptorului are dimensiunea fixă *MAX_SEQ*. Receptorul are un tampon rezervat pentru fiecare număr de secvență din cadrul ferestrei. Fiecare tampon are un bit asociat (*arrived - sosit*) care ne spune dacă tamponul este plin sau gol. De fiecare dată când sosește un cadru, numărul său de secvență este verificat de funcția *between,* pentru a vedea dacă face parte din fereastră. Dacă da, și dacă nu a fost deja recepționat, este acceptat și memorat. Această acțiune are loc fără să se verifice dacă conține sau nu următorul pachet așteptat de nivelul rețea. Desigur cadrul trebuie păstrat la nivelul legătură de date și nu trebuie trimis către nivelul rețea decât atunci când toate cadrele cu numere mai mici au fost deja livrate nivelului rețea în ordinea corectă. Un protocol utilizând acest algoritm este prezentat în fig. 3 -19.

```
/* Protocolul 6 (repetare selectivă) acceptă cadrele în afara secvenței, dar predă pachetele în ordine nivelului rețea. Fiecărui cadru neconfirmat îi este asociat un ceas. La expirarea timpului este retransmis doar acest cadru și nu toate cele neconfirmate, ca în protocolul 5. */

#define MAX_SEQ 7                                        /* trebuie să fie 2^n - 1 */
#define NR_BUFS ((MAX_SEQ + 1)/2)
typedef enum {frame_arrival, cksum_err, timeout, network_layer_ready, ack_timeout}
  event_type;
#include "protocol.h"
boolean no_nak = true;              /* încă nu a fost trimisă nici o confirmare negativă */
seq_nr oldest_frame = MAX_SEQ + 1;
static boolean between(seq_nr a, seq_nr b, seq_nr c)
{
/* La fel ca between din protocolul 5, dar mai scurt și mai neclar. */
 return ((a <= b) && (b < c)) || ((c < a) && (a <= b)) || ((b < c) && (c < a));
}
static void send_frame(frame_kind fk, seq_nr frame_nr, seq_nr frame_expected, packet
buffer[])
{
 /* construiește și trimite un cadru de date, de ack sau de nak */
 frame s;                                                    /* variabilă temporară */

 s.kind = fk;                                           /* kind == data, ack sau nak */
 if (fk == data) s.info = buffer[frame_nr % NR_BUFS];
 s.seq = frame_nr;                                /* are sens doar pentru cadrele de date */
 s.ack = (frame_expected + MAX_SEQ) % (MAX_SEQ + 1);
 if (fk == nak) no_nak = false;                               /* un nak per cadru, te rog */
 to_physical_layer(&s);                                          /* transmite cadrul */
 if (fk == data) start_timer(frame_nr % NR_BUFS);
 stop_ack_timer();                            /* nu este nevoie de un cadru de ack separat */
}
void protocol6(void)
{
 seq_nr ack_expected;                       /* limita inferioară a ferestrei emițătorului */
 seq_nr next_frame_to_send;              /* limita superioară a ferestrei emițătorului + 1*/
 seq_nr frame_expected;                     /* limita inferioară a ferestrei receptorului */
 seq_nr too_far;                         /* limita superioară a ferestrei receptorului + 1*/
 int i;                                                    /* indicele zonei tampon */
 frame r;                                                    /* variabilă temporară */
 packet out_buf[NR_BUFS];                          /* zone tampon pentru fluxul de ieșire */
 packet in_buf[NR_BUFS];                          /* zone tampon pentru fluxul de intrare */
 boolean arrived[NR_BUFS];                                 /* hartă de biți de intrare */
 seq_nr nbuffered;                 /* câte zone tampon de ieșire sunt folosite în prezent */
 event_type event;
 enable_network_layer();                                          /* inițializează */
 ack_expected = 0;                /* următoarea confirmare așteptată în fluxul de intrare */
 next_frame_to_send = 0;                           /* numărul următorului cadru transmis */
 frame_expected = 0;
 too_far = NR_BUFS;
 nbuffered = 0;                          /* inițial zonele tampon nu conțin nici un pachet */
for (i = 0; i < NR_BUFS; i++) arrived[i] = false;
while(true) {
 wait_for_event();                             /* cinci variante: vezi event_type, mai sus */
```

```
  switch(event) {
    case network_layer_ready:                /* acceptă, salvează și trimite un nou cadru */
      nbuffered = nbuffered + 1;                                        /* extinde fereastra */
      from_network_layer(&out_buf[next_frame_to_send % NR_BUFS]); /* preia un nou pachet */
      send_frame(data, next_frame_to_send, frame_expected, out_buf); /* trimite cadrul */
      inc(next_frame_to_send);                /* avansează limita superioară a ferestrei */
      break;
    case frame_arrival:                       /* a sosit un cadru de date sau de control */
      from_physical_layer(&r);                 /* preia cadrul sosit de la nivelul fizic */
      if (r.kind == data) {
        /* A sosit un cadru nedeteriorat */
        if ((r.seq != frame_expected) && no_nak)
          send_frame(nak, 0, frame_expected, out_buf);
    else start_ack_timer();
        if (between(frame_expected, r.seq, too_far) && (arrived[r.seq%NR_BUFS]==false)) {
          /* Cadrele pot fi acceptate în orice ordine */
          arrived[r.seq%NR_BUFS] = true;             /* marchează tamponul ca fiind plin */
          in_buf[r.seq%NR_BUFS] = r.info;                  /* introduce datele în tampon */
          while (arrived[frame_expected % NR_BUFS]) {
          /* Predă cadrele și avansează fereastra */
          to_network_layer(&in_buf[frame_expected % NR_BUFS]);
          no_nak = true;
          arrived[frame_expected % NR_BUFS] = false;
          inc(frame_expected);     /* avansează limita inferioară a ferestrei receptorului */
          inc(too_far);            /* avansează limita superioară a ferestrei receptorului */
          start_ack_timer();              /* pentru a stabili dacă e necesar ack separat */
          }
        }
      }
      if ((r.kind==nak)&&between(ack_expected, (r.ack+1)%(MAX_SEQ+1),next_frame_to_send))
        send_frame(data, (r.ack+1)%(MAX_SEQ+1), frame_expected, out_buf);
      while (between(ack_expected, r.ack, next_frame_to_send)) {
        nbuffered = nbuffered - 1;                                  /* tratează ack atașat */
        stop_timer(ack_expected % NR_BUFS);                       /* cadrul a ajuns intact */
        inc(ack_expected);       /* avansează marginea inferioară a ferestrei emițătorului */
      }
      break;
    case cksum_err:
      if (no_nak) send_frame(nak, 0, frame_expected, out_buf);         /* cadru deteriorat */
      break;
    case timeout:
      send_frame(data, oldest_frame, frame_expected, out_buf);         /* a expirat timpul */
      break;
    case ack_timeout:
      send_frame(ack, 0, frame_expected, out_buf);                          /* timpul asociat
                                             confirmării pozitive a expirat; trimite ack */
    }
    if (nbuffered ( NR_BUFS) enable_network_layer();
   else disable_network_layer();
  }
}
```

Fig. 3-19. Un protocol cu fereastră glisantă utilizând repetarea selectivă.

Recepția nesecvențială introduce anumite probleme ce nu sunt prezente în protocoalele în care cadrele sunt recepționate numai în ordine. Putem ilustra problemele foarte ușor cu un exemplu. Să presupunem că avem un număr de secvență pe trei biți și deci emițătorul poate transmite până la șapte cadre înainte să fie necesar să aștepte o confirmare. Inițial ferestrele emițătorului și receptorului arată ca în fig. 3-20(a). Emițătorul trimite acum cadrele de la 0 la 6. Fereastra receptorului îi permite să accepte orice cadru cu număr de secvență între 0 și 6 inclusiv. Toate cele șapte cadre sosesc corect, deci receptorul le confirmă avansându-și fereastra pentru a permite recepția cadrelor 7, 0, 1, 2, 3, 4 sau 5, așa cum arată fig. 3-20 (b). Toate cele 7 tampoane sunt marcate ca fiind goale.

În acest punct se produce dezastrul, din cauza unui fulger care lovește linia telefonică, înlăturând toate confirmările. Emițătorul ajunge în cele din urmă la timeout și retransmite cadrul 0. Atunci când acest cadru sosește la receptor, este făcută o verificare pentru a vedea dacă se încadrează în fereastra receptorului. Din păcate, în fig. 3-20(b) cadrul 0 este în interiorul noii ferestre și deci va fi acceptat. Receptorul trimite o confirmare atașată pentru cadrul 6, deoarece au fost recepționate cadrele de la 0 la 6.

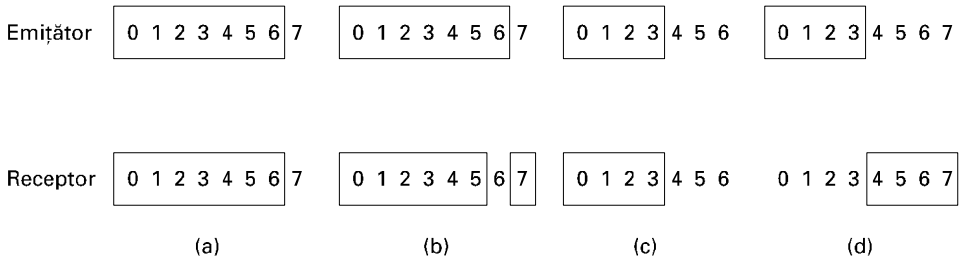


Fig. 3-20. (a) Situația inițială cu o fereastră de dimensiune 7. (b) După ce șapte cadre au fost trimise și recepționate, dar neconfirmate. (c) Situația inițială cu o fereastră de dimensiune patru. (d) După ce patru cadre au fost trimise și recepționate, dar neconfirmate.

Emițătorul este fericit să afle că toate cadrele transmise au ajuns corect, deci își avansează fereastra și trimite apoi imediat cadrele 7, 0, 1, 2, 3, 4 și 5. Cadrul 7 va fi acceptat de receptor și pachetul său va fi trimis direct nivelului rețea. Imediat după aceea, nivelul legătură de date receptor verifică să vadă dacă are un cadru 0 corect, descoperă că îl are și trimite pachetul conținut în el nivelului rețea. În consecință, nivelul rețea primește un pachet incorect și protocolul eșuează.

Esența problemei este aceea că după ce receptorul își avansează fereastra, noul interval de numere de secvență corecte se suprapune peste cel vechi. Ca urmare, următoarea serie de cadre pot să fie sau duplicate (dacă toate confirmările sunt pierdute) sau unele noi (dacă toate confirmările au fost recepționate). Receptorul nu are nici o posibilitate de a distinge cele două cazuri.

Pentru a ieși din această dilemă, trebuie să ne asigurăm că atunci când receptorul își deplasează fereastra, nu există nici o suprapunere peste cea anterioară. Pentru a asigura că nu există suprapunere, dimensiunea maximă a ferestrei trebuie să fie de cel mult jumătate din intervalul numerelor de secvență, așa cum se face în fig. 3-20 (c) și fig. 3-20 (d). De exemplu, dacă pentru numerele de secvență sunt utilizați 4 biți, acestea vor lua valori de la 0 la 15. În orice moment trebuie să existe numai opt cadre. Astfel, dacă receptorul tocmai a acceptat cadrele de la 0 la 7 și avansează fereastra pentru a permite acceptarea cadrelor de la 8 la 15, poate spune cu certitudine dacă următoarele cadre sunt retransmisii (de la 0 la 7) sau sunt unele noi (de la 8 la 15). În general, dimensiunea ferestrei pentru protocolul 6 va fi (*MAX_SEQ*+1)/2. Deci, pentru numere de secvență pe 4 biți, dimensiunea ferestrei este 4.

O întrebare interesantă este: câte tampoane trebuie să aibă receptorul? În nici un caz el nu va accepta cadre ale căror numere de secvență sunt sub limita minimă a ferestrei, sau cadre ale căror numere de secvență depășesc limita maximă a acesteia. În consecință, numărul de tampoane necesare este egal cu dimensiunea ferestrei, nu cu intervalul de valori al numerelor de secvență. În exemplul anterior, cu numere de secvență pe 4 biți, sunt necesare 8 tampoane, numerotate de la 0 la 7. Atunci când sosește cadrul *i*, acesta este pus în tamponul *i* mod 8. De notat că, deși *i* și (*i*+8) mod 8 „concurează" pentru același tampon, nu vor fi în aceeași fereastră simultan, deoarece aceasta ar implica o dimensiune a ferestrei de cel puțin 9.

Pentru același motiv, numărul de contoare de timp necesare este egal cu numărul de tampoane, nu cu dimensiunea spațiului secvențelor. Efectiv, există un contor de timp asociat fiecărui tampon. Atunci când contorul expiră, conținutul tamponului este retransmis.

În protocolul 5, s-a presupus în mod implicit că acel canal este puternic încărcat. Când sosește un cadru, nu se trimite imediat o confirmare. Confirmarea este atașată la următorul cadru de date de ieșire. Dacă traficul invers este slab, confirmarea va fi reținută o perioadă mare de timp. Dacă traficul este intens într-o direcție și inexistent în cealaltă direcție, atunci sunt trimise numai *MAX_SEQ* cadre și apoi protocolul se blochează, de aceea am presupus că exista întotdeauna trafic în direcția inversă.

Această problemă este rezolvată în protocolul 6. După sosirea unei secvențe de cadre cu date, este pornit un contor de timp auxiliar, prin *start_ack_timer*. Dacă până la expirarea acestui contor nu a apărut trafic în sens invers, atunci este trimis un cadru de confirmare separat. O întrerupere datorată contorului auxiliar se numește eveniment *ack_timeout*. Cu acest artificiu, fluxul de trafic unidirecțional este acum posibil, deoarece absența cadrelor de date în sens invers, pe care pot fi atașate confirmări, nu mai este un obstacol. Există numai un contor auxiliar și dacă *start_ack_timer* este apelată în timpul funcționării contorului, acesta este resetat la un interval complet de timp de confirmare.

Este esențial ca timpul de expirare asociat contorului auxiliar să fie mult mai scurt decât cel utilizat pentru cadrele de date de ieșire. Această condiție este impusă pentru a ne asigura că o confirmare pentru un cadru corect recepționat sosește înainte ca timpul emițătorului să expire și acesta să retransmită cadrul.

Protocolul 6 utilizează pentru tratarea erorilor o strategie mai eficientă decât protocolul 5. De fiecare dată când receptorul are motiv să suspecteze că a apărut o eroare, trimite înapoi la emițător un cadru cu o confirmare negativă (NAK). Un asemenea cadru reprezintă o cerere pentru retransmiterea cadrului specificat în NAK. Există două cazuri în care receptorul ar trebui să fie suspicios: a sosit un cadru modificat sau a sosit un alt cadru decât cel așteptat (un posibil cadru pierdut). Pentru a preveni producerea cererilor multiple de retransmisie a aceluiași cadru pierdut, receptorul va ține minte dacă un NAK a fost deja trimis pentru un anumit cadru. Variabila *no_nak* din protocolul 6 are valoarea adevărat dacă nici un NAK nu a fost trimis pentru *frame_expected*. Dacă NAK a fost modificat sau pierdut, nu se întâmplă nimic, deoarece emițătorul va ajunge, până la urmă, la timeout și va retransmite cadrul lipsă. Dacă un cadru greșit sosește după ce un NAK a fost transmis și pierdut, *no_nak* va fi adevărat și va fi pornit contorul de timp auxiliar. La expirarea acestuia, va fi trimis un ACK pentru resincronizarea emițătorului cu starea curentă a receptorului.

În unele situații, timpul necesar pentru ca un cadru să se propage la destinație, să fie prelucrat și să se recepționeze confirmarea este (aproape) constant. În aceste condiții, emițătorul își poate ajusta contorul de timp să fie puțin mai mare decât intervalul de timp normal așteptat între emiterea unui cadru și recepționarea confirmării sale. Totuși, dacă acest timp variază puternic, emițătorul trebuie să aleagă între fixarea intervalului la o valoare mică (riscând retransmisii inutile) și fixarea la o valoare mare (rămânând în așteptare timp îndelungat după producerea unei erori).

În ambele cazuri se irosește lărgime de bandă. Dacă traficul în sens invers este sporadic, timpul dinaintea confirmării va avea valori neregulate, fiind scurt când există trafic în sens invers și lung când nu există. Variația timpului de prelucrare la receptor poate fi, de asemenea, o problemă. În general, atunci când deviația standard a intervalului de confirmare este mică, în comparație cu intervalul însuși, intervalul de timp poate fi „strâmt" și NAK-urile nu sunt utile. Altfel, contorul de timp trebuie să fie setat "larg" și NAK-urile pot accelera apreciabil retransmisia cadrelor eronate sau pierdute.

Strâns legată de problema expirării timpului și NAK-urilor este problema determinării cadrului care a cauzat expirarea timpului. În protocolul 5 acesta este întotdeauna *ack_expected*, deoarece este întotdeauna cel mai vechi. În protocolul 6 nu este ușor să se determine cel care a produs expirarea timpului. Să presupunem că au fost transmise cadrele de la 0 la 4, însemnând că lista cadrelor neconfirmate este 0, 1, 2, 3, 4, în ordinea de la cel mai vechi la cel mai nou. Acum să ne imaginăm că expiră timpul pentru 0, este transmis 5 (un nou cadru), expiră timpul pentru 1, expiră timpul pentru 2 și este transmis 6 (un alt cadru nou). În acest moment, lista cadrelor neconfirmate este 3, 4, 0, 5, 1, 2, 6, de la cel mai vechi la cel mai nou. Dacă tot traficul de răspuns (mai precis, cadrele cu confirmări) este pierdut pentru un timp, expirarea timpului pentru cele șapte cadre neconfirmate se va produce în această ordine. Pentru a nu face ca exemplul să fie mai complicat decât este deja, nu am prezentat administrarea contoarelor de timp. În schimb, am presupus că, la expirarea timpului, variabila *oldest_frame* este setată astfel, încât să indice cadrul pentru care a trecut timpul.

3.5 VERIFICAREA PROTOCOALELOR

Protocoalele reale și programele ce le implementează sunt adesea destul de complicate. Ca urmare, a fost întreprinsă o imensă muncă de cercetare pentru a găsi tehnici formale, matematice, pentru specificarea și verificarea protocoalelor. În secțiunile următoare vom studia câteva astfel de modele și tehnici. Chiar dacă le privim în contextul nivelului legăturii de date, ele sunt, de asemenea, aplicabile și altor niveluri.

3.5.1 Modele de tip automat finit

Un concept cheie folosit în multe modele de protocoale îl constituie **automatul finit**. Cu această tehnică, fiecare **automat al protocolului** (adică transmițător sau receptor) este în fiecare moment de timp într-o stare specifică. Stările sale constau din toate valorile variabilelor sale, incluzând contorul de instrucțiuni al programului.

În cele mai multe cazuri, un număr mare de stări pot fi grupate împreună, în vederea analizei. De exemplu, considerând receptorul din protocolul 3, am putea abstractiza toate stările posibile în două stări importante: așteptarea cadrului 0 sau așteptarea cadrului 1. Toate celelalte stări pot fi considerate ca fiind tranzitorii, simpli pași pe calea spre una din stările principale. De obicei, stările sunt alese ca fiind acele momente în care automatul protocolului așteaptă să se petreacă următorul eveniment [adică să execute apelul de procedură *wait(event)* din exemplele noastre]. În acest punct, starea automatului este complet determinată de stările variabilelor sale. Numărul de stări este deci 2^n, unde n este numărul de biți necesari pentru reprezentarea tuturor combinațiilor de variabile.

Starea întregului sistem este combinația tuturor stărilor celor două automate ale protocolului și a stării canalului. Starea canalului este determinată de conținutul său. Folosind din nou protocolul 3 ca exemplu, canalul are patru stări posibile: un cadru zero sau un cadru unu circulând de la transmițător la receptor, un cadru de confirmare circulând în sens invers sau nici un cadru. Dacă modelăm transmițătorul sau receptorul prin două stări, întregul sistem are 16 stări distincte.

Aici trebuie să spunem câteva cuvinte despre starea canalului. Conceptul de cadru circulând „prin canal" este, bineînțeles, o abstractizare. Adevăratul înțeles este acela că este posibil ca respectivul cadru să fi fost primit, dar nu și prelucrat la destinație. Un cadru rămâne „pe canal" până când automatul execută *FromPhysicalLayer* și îl prelucrează.

Din fiecare stare, există zero sau mai multe **tranziții** posibile spre alte stări. Tranzițiile au loc atunci când se petrece un eveniment. Pentru un automat, o tranziție trebuie să se facă atunci când este trimis un cadru, când sosește un cadru, când expiră un interval de timp, când apare o întrerupere etc. Pentru canal, evenimentele tipice sunt introducerea unui nou cadru pe canal de către automatul protocolului, livrarea cadrului unui automat sau pierderea unui cadru datorată unei rafale de zgomote. Dată fiind o descriere completă a automatelor protocolului și a caracteristicilor canalului, este posibil să trasăm graful orientat care prezintă toate stările automatului ca noduri și toate tranzițiile ca arce orientate.

O singură stare este desemnată ca **stare inițială**. Această stare corespunde descrierii sistemului, atunci când el începe să funcționeze, sau unui punct de pornire convenabil imediat următor. Unele stări, poate chiar toate stările, pot fi atinse din starea inițială printr-o secvență de tranziții. Folosind tehnicile binecunoscute din teoria grafurilor (de exemplu, calculul închiderii tranzitive a unui graf), este posibil să se determine care stări sunt accesibile și care nu. Această tehnică este numită **analiza accesibilității** (Lin ș.a., 1987). Această analiză poate fi utilă în determinarea corectitudinii protocolului.

Formal, un model de tip automat finit al unui protocol poate fi privit ca un cvadruplu *(S, M, I, T)* unde:

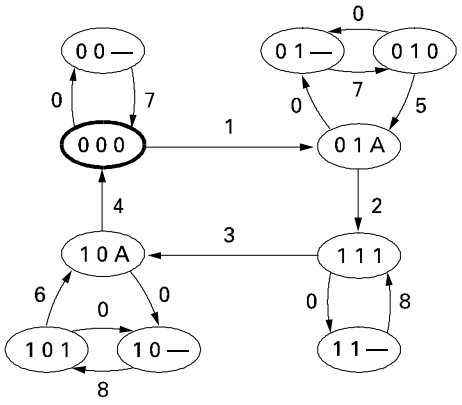
S este mulțimea stărilor în care se pot găsi procesele și canalul
M este mulțimea cadrelor care pot fi schimbate prin canal
I este mulțimea stărilor inițiale ale proceselor
T este mulțimea tranzițiilor între stări

La începutul intervalului de timp, toate procesele se găsesc în stările lor inițiale. Apoi încep să se producă evenimente, cum ar fi disponibilizarea unor cadre pentru transmisie sau expirarea unor intervale de timp. Fiecare eveniment poate face ca unul dintre procese sau canalul să execute o acțiune și să comute într-o nouă stare. Prin enumerarea atentă a fiecărui succesor posibil pentru fiecare stare, se poate construi graful de accesibilitate și se poate analiza protocolul.

Analiza accesibilității poate fi folosită pentru a detecta diferite erori în specificația protocolului. De exemplu, dacă este posibil ca un anumit cadru să apară într-o anumită stare și automatul finit să nu știe ce acțiune trebuie întreprinsă, atunci specificația este eronată (incompletitudine). Dacă există o mulțime de stări fără ieșire și din care nu se poate progresa, avem o altă eroare (interblocare). O eroare mai puțin serioasă este cea în care specificația protocolului spune cum să se trateze un eveniment într-o stare în care evenimentul nu se poate produce (tranziție neesențială). De asemenea pot fi detectate și alte erori.

Ca exemplu de model de automat finit să considerăm fig. 3-21(a). Acest graf corespunde protocolului 3 descris anterior: fiecare automat de protocol are două stări, iar canalul are patru stări. Există un total de 16 stări, nu toate accesibile din starea inițială. Stările inaccesibile nu sunt reprezentate

în figură. Fiecare stare este etichetată cu trei caractere, *SRC*, unde *S* este 0 sau 1, corespunzător cadrului pe care transmițătorul (S) încearcă să îl expedieze; *R* este de asemenea 0 sau 1, corespunzător cadrului pe care receptorul (R) îl așteaptă, iar *C* este 0, 1, *A* sau vid (-), corespunzător stării canalului. În acest exemplu, starea inițială a fost aleasă ca fiind (000). Cu alte cuvinte, transmițătorul tocmai a trimis cadrul 0, receptorul așteaptă cadrul 0 și cadrul 0 este actualmente pe canal.



(a)

Tranziție	Cine rulează?	Cadru acceptat	Cadru emis	Spre nivelul rețea
0	—	(cadru pierdut)		—
1	R	0	A	Da
2	S	A	1	—
3	R	1	A	Da
4	S	A	0	—
5	R	0	A	Nu
6	R	1	A	Nu
7	S	(timp expirat)	0	—
8	S	(timp expirat)	1	—

(b)

Fig. 3-21. (a) Diagrama de stare pentru protocolul 3. (b) Tranzițiile.

În fig. 3-21 sunt prezentate nouă tipuri de tranziții. Tranziția 0 corespunde pierderii conținutului canalului. Tranziția 1 corespunde livrării corecte a pachetului 0 la receptor, receptorul schimbându-și starea pentru a aștepta cadrul 1 și emițând o confirmare. Tranziția 1 include și livrarea pachetului 0 de către receptor spre nivelul rețea. Celelalte tranziții sunt listate în fig. 3-21(b). Sosirea unui cadru cu suma de control eronată nu a fost pusă în evidență, deoarece nu trebuie schimbată starea (în protocolul 3).

Pe parcursul operării normale, tranzițiile 1, 2, 3 și 4 sunt repetate în ordine, la nesfârșit. În fiecare ciclu sunt livrate două pachete, aducând transmițătorul înapoi în starea inițială, în care se încearcă transmiterea unui nou cadru cu numărul de secvență 0. În cazul în care canalul pierde cadrul 0, el face o tranziție din starea (000) în starea (00-). Până la urmă, transmițătorului îi expiră intervalul de timp (tranziția 7) și sistemul revine în starea (000). Pierderea unei confirmări este mai complicată, necesitând două tranziții, 7 și 5, sau 8 și 6, pentru a repara eroarea.

Una din proprietățile pe care protocolul cu număr de secvență pe 1 bit trebuie să le aibă este aceea că, indiferent de secvența de evenimente ce are loc, receptorul nu trebuie să livreze niciodată două pachete impare fără un pachet par intermediar și invers. Din graful din fig. 3-21 se vede că această cerință poate fi formulată mai riguros astfel: „nu trebuie să existe căi din starea inițială care să conțină două apariții ale tranziției 1 fără ca între ele să apară tranziția 3 sau invers.” Din figură se poate vedea că protocolul este corect în raport cu această cerință.

O cerință similară este aceea că nu trebuie să existe căi pe care transmițătorul să-și schimbe starea de două ori (de exemplu din 0 în 1 și înapoi în 0) în timp ce starea receptorului rămâne constantă. Dacă ar exista o astfel de cale, atunci, în secvența corespunzătoare de evenimente, două cadre ar fi iremediabil pierdute, fără ca receptorul să observe. Secvența de pachete livrată ar avea în ea o pierdere nedetectată a două pachete.

O altă proprietate importantă a unui protocol este absența interblocărilor. O **interblocare** (eng.: **deadlock**) este situația în care protocolul nu mai înregistrează nici un progres la transmitere (adică livrare de pachete spre nivelul rețea), indiferent de secvența de evenimente produse. În termenii modelului de graf, o interblocare este caracterizată de existența unei submulțimi de stări care este accesibilă din starea inițială și care are două proprietăți:

1. Nu există nici o tranziție într-o stare din afara submulțimii de stări.
2. În submulțimea de stări, nu există tranziții care să determine continuarea transmiterii.

Odată ajuns în situația de interblocare, protocolul rămâne aici pentru totdeauna. Din nou, este ușor de văzut din graf că protocolul 3 nu are interblocări.

3.5.2 Modele de tip rețea Petri

Automatul finit nu este singura tehnică de specificare formală a protocoalelor. În această secțiune vom descrie o altă tehnică, **Rețelele Petri** (Danthine, 1980). O rețea Petri are patru elemente de bază: locuri, tranziții, arce și jetoane. Un **loc** reprezintă o stare în care se poate găsi sistemul (sau o parte a sa). Fig. 3-22 prezintă o rețea Petri cu două locuri, *A* și *B*, reprezentate prin cercuri. Sistemul se află în starea *A*, indicată prin **jeton** (punctul îngroșat) în locul A. O **tranziție** este indicată printr-o bară orizontală sau verticală. Fiecare tranziție are zero sau mai multe **arce de intrare**, venind dinspre locuri de intrare, și zero sau mai multe **arce de ieșire**, mergând spre locuri de ieșire.

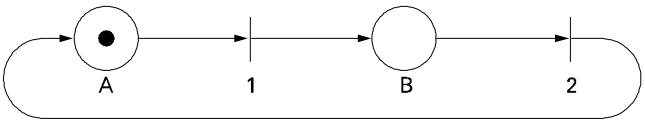


Fig. 3-22. O rețea Petri cu două locuri și două tranziții.

O tranziție este **activată** dacă există cel puțin un jeton de intrare în fiecare din locurile sale de intrare. Orice tranziție activată poate fi **executată** la dorință, ștergând un jeton din fiecare loc de intrare și depunând un jeton în fiecare loc de ieșire. Dacă numărul de arce de intrare și de ieșire diferă, jetoanele nu vor fi conservate. Dacă două sau mai multe tranziții sunt activate, oricare din ele se poate executa. Alegerea tranziției care se va executa este nedeterministă, motiv pentru care rețelele Petri sunt utile în modelarea protocoalelor. Rețeaua Petri din fig. 3-22 este deterministă și poate fi folosită pentru a modela orice proces în două faze (de exemplu comportamentul unui bebeluș: mănâncă, doarme, mănâncă, doarme ș.a.m.d.). Ca în cazul tuturor instrumentelor de modelare, detaliile inutile sunt eliminate.

Fig. 3-23 dă modelul de tip rețea Petri pentru fig. 3-12. Spre deosebire de modelul de tip automat finit, aici nu există stări compuse: starea transmițătorului, starea canalului și starea receptorului sunt reprezentate separat. Tranzițiile 1 și 2 corespund trimiterii cadrului 0 de către transmițător, normal și, respectiv, la expirarea timpului. Tranzițiile 3 și 4 sunt analoagele pentru cadrul 1. Tranzițiile 5, 6 și 7 corespund pierderii unui cadru 0, unei confirmări și, respectiv, a unui cadru 1. Tranzițiile 8 și 9 se petrec atunci când la receptor sosește un cadru de date cu număr de secvență greșit. Tranzițiile 10 și 11 reprezintă sosirea la receptor a următorului cadrului din secvență și livrarea acestuia către nivelul rețea.

Rețelele Petri pot fi reprezentate într-o formă algebrică convenabilă asemănătoare gramaticilor. Fiecărei tranziții îi corespunde o regulă din gramatică. Fiecare regulă specifică locurile de intrare și de ieșire ale tranziției. Din moment ce fig. 3-23 are 11 tranziții, gramatica sa are 11 reguli, numerotate 1-11, fiecare corespunzând tranziției cu același număr. Gramatica pentru rețeaua Petri din fig. 3-23 este următoarea:

1: BD → AC
2: A → A
3: AD → BE
4: B → B
5: C →
6: D →
7: E →
8: CF → DF
9: EG → DG
10: CG → DF
11: EF → DG

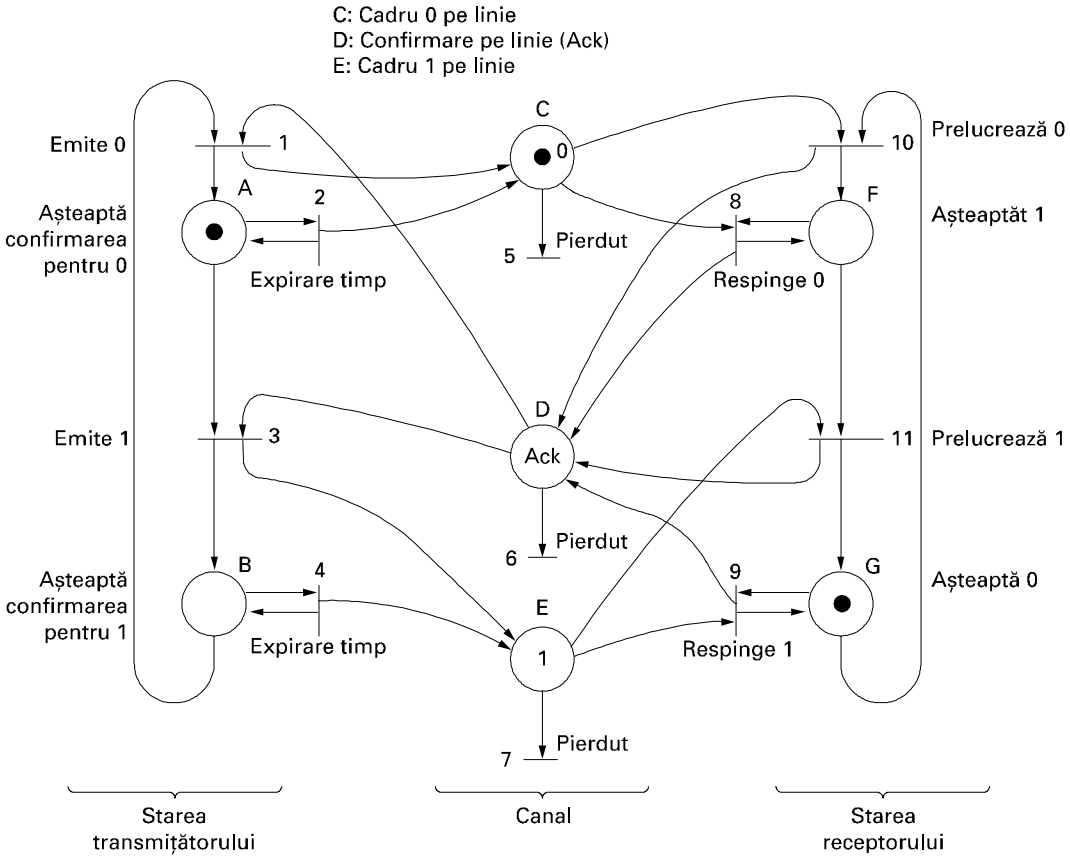


Fig. 3-23. Model de tip rețea Petri pentru protocolul 3.

Rețelele Petri pot fi utilizate pentru a detecta erori în protocol, într-un mod similar folosirii automatelor finite. De exemplu, dacă o secvență executabilă a inclus tranziția 10 de două ori fără a include tranziția 11 ca intermediar, protocolul ar fi incorect. Conceputul de interblocare într-o rețea Petri este de asemenea similar corespondentului său de la automatul finit.

Interesant de observat este cum s-a reușit reducerea unui protocol complex la 11 reguli gramaticale simple, care pot fi ușor manipulate de un program.

Starea curentă a rețelei Petri este reprezentată ca o colecție neordonată de locuri, fiecare loc fiind reprezentat în colecție de un număr de ori egal cu numărul de jetoane pe care le conține. Orice regulă ale cărei locuri din membrul stâng sunt prezente, poate fi executată, ștergând aceste locuri din starea curentă și adăugând locurile sale de ieșire la starea curentă. Marcajul din fig. 3-23 este ACG (adică A, C și G au fiecare câte un jeton), și astfel, regula 10 (*CG→DF*) poate fi aplicată, ducând la o nouă stare (posibil cu același marcaj ca cea inițială), dar regula 3 (*AD→BE*) nu poate fi aplicată.

3.6 EXEMPLE DE PROTOCOALE ALE LEGĂTURII DE DATE

În următoarele secțiuni vom examina câteva protocoale larg folosite pentru legătura de date. Primul dintre ele, HDLC, este un protocol clasic orientat pe bit ale cărui variante sunt folosite de decenii întregi în multe aplicații. Cel de-al doilea, PPP, este protocolul de nivel legătură de date folosite pentru conectarea calculatoarelor casnice la Internet.

3.6.1 HDLC - Controlul de nivel înalt al legăturii de date

În această secțiune vom examina un grup de protocoale strâns legate, puțin mai vechi, dar care sunt încă foarte utilizate. Ele sunt toate derivate din protocolul pentru legătura de date utilizat în lumea mainframe-urilor IBM, numit SDLC (**Synchronous Data Link Control**, rom.: protocolul de control sincron al legăturii de date). După ce a dezvoltat SDLC, IBM l-a supus examinării ANSI și ISO pentru acceptare ca standard SUA și, respectiv, internațional. ANSI a modificat protocolul, astfel încât acesta a devenit **ADCCP** (**Advanced Data Communication Control Procedure**, rom.: procedură de control avansat al comunicațiilor de date), iar ISO l-a modificat și a produs **HDLC** (**High-level Data Link Control**, rom.: control de nivel înalt al legăturii de date). CCITT a adoptat și modificat HDLC pentru al său **LAP** (**Link Access Procedure**, rom.: procedură de acces la legătură) care este parte a standardului pentru interfața de rețea X.25, dar, mai târziu l-a modificat din nou, rezultând **LAPB**, în scopul de a-l face mai compatibil cu o versiune ulterioară de HDLC. Un lucru frumos în ceea ce privește standardele este că sunt multe, dintre care poți alege. În plus, dacă nu îți place nici unul dintre ele, poți aștepta modelul care va apărea anul viitor.

Aceste protocoale se bazează pe aceleași principii. Toate sunt orientate pe biți și folosesc inserarea de biți pentru transparența datelor. Ele diferă doar în puncte minore, și totuși supărătoare. Discuția care urmează, despre protocoalele orientate pe biți, intenționează a fi o introducere generală. Pentru detaliile specifice fiecărui protocol, consultați definiția corespunzătoare.

Toate protocoalele orientate pe biți folosesc structura de cadru prezentată în fig. 3-24. Câmpul *Adresă* este primul ca importanță pentru liniile cu terminale multiple, unde el este folosit pentru a

identifica unul dintre terminale. Pentru liniile punct-la-punct, el este folosit uneori pentru a deosebi comenzile de răspunsuri.

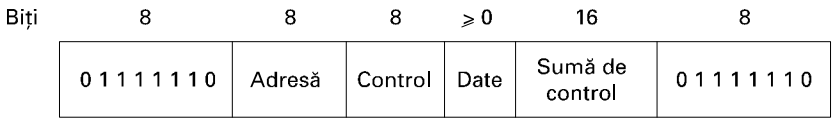


Fig. 3-24. Format de cadru pentru protocoalele orientate pe biți.

Câmpul *Control* este folosit pentru numere de secvență, confirmări și alte scopuri, după cum se va arăta în continuare.

Câmpul *Date* poate conține informații arbitrare. Poate avea lungime arbitrară, cu toate că eficiența sumei de control scade odată cu creșterea lungimii cadrului, datorită creșterii probabilității de apariție a erorilor în rafală.

Câmpul *Suma de Control* este o variantă CRC (Cyclic Redundancy Code - cod ciclic redundant), folosind tehnica prezentată in Sec. 3-2.2.

Cadrul este delimitat cu o altă secvență indicator (01111110). Pe liniile punct-la-punct inactive secvențele indicator sunt transmise continuu. Un cadru minim conține trei câmpuri și are în total 32 de biți, excluzând indicatorii de la capete.

Există trei tipuri de cadre: **Informație**, **Supervizor** și **Nenumerotat**. Conținutul câmpului *Control* pentru fiecare dintre aceste trei tipuri este prezentat în fig. 3-25. Acest protocol folosește o fereastră glisantă, cu un număr de secvență reprezentat pe 3 biți. În fereastră pot fi păstrate, la un moment dat, până la șapte cadre neconfirmate. Câmpul *Secvență* din fig. 3-25(a) este numărul de secvență al cadrului. Câmpul *Următor* este o confirmare atașată. Oricum, toate protocoalele aderă la convenția că, în loc să atașeze numărul ultimului cadru recepționat corect, să folosească numărul primului cadru nerecepționat (adică următorul cadru așteptat). Opțiunea pentru ultimul cadru primit sau următorul cadru recepționat este arbitrară; nu are importanță ce convenție este utilizată, dacă este folosită cu consecvență.

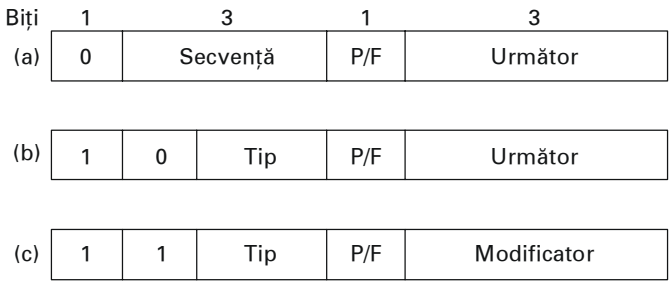


Fig. 3-25. Câmpul Control pentru (a) un cadru de informație, (b) un cadru de supervizare, (c) un cadru nenumerotat.

Bitul *P/F* înseamnă *Test/Final (eng.: Poll/Final)*. El este folosit atunci când un calculator (sau un concentrator) interoghează un grup de terminale. Când este folosit ca *P*, calculatorul invită terminalul să trimită date. Toate cadrele trimise de terminal, cu excepția celui final, au bitul *P/F* setat pe **P**. Pentru cadrul final bitul este setat la *F*.

În câteva dintre protocoale, bitul *P/F* este folosit pentru a forța cealaltă mașină să trimită imediat un cadru Supervizor, în loc să aștepte fluxul invers la care să se atașeze informația despre fereastră. Bitul are de asemenea câteva utilizări minore referitoare la cadrele nenumerotate.

Numeroasele tipuri de cadre Supervizor sunt diferențiate prin câmpul *Tip*. Tipul 0 este un cadru de confirmare (numit oficial RECEIVE READY) folosit pentru a indica următorul cadru așteptat. Cadrul este folosit atunci când nu există flux invers care să poată fi folosit pentru atașare.

Tipul 1 este un cadru de confirmare negativă (oficial numit REJECT). Este folosit pentru a indica detecția unei erori de transmisie. Câmpul *Următor* indică primul cadru din secvență ce nu a fost recepționat corect (deci cadrul ce trebuie retransmis). Transmițătorului i se cere să retransmită toate cadrele neconfirmate, începând cu *Următor*-ul. Această strategie este similară mai degrabă protocolului 5 decât protocolului 6.

Tipul 2 este RECEIVE NOT READY. El confirmă toate cadrele, cu excepția lui *Următor*, exact ca RECEIVE READY, dar spune transmițătorului să oprească transmisia. RECEIVE NOT READY este destinat să semnaleze anumite probleme temporare apărute la receptor, cum ar fi lipsa zonelor tampon, și nu ca o alternativă la controlul fluxului cu fereastră glisantă. Când problema a fost rezolvată, receptorul trimite un RECEIVE READY, REJECT sau anumite cadre de control.

Tipul 3 este SELECTIVE REJECT. El cere retransmiterea, însă doar pentru cadrul specificat. Din acest punct de vedere este mai apropiat de protocolul 6 decât de protocolul 5 și de aceea este folositor atunci când dimensiunea ferestrei transmițătorului este jumătate sau mai puțin din dimensiunea spațiului secvenței. Astfel, dacă receptorul dorește să păstreze cadre care erau în afara secvenței pentru posibila folosire ulterioară, el poate să forțeze retransmiterea oricărui cadru, folosind SELECTIVE REJECT. HDLC și ADCCP permit acest tip de cadru, dar SDLC și LAPB nu îl permit (adică nu există Selective Reject) și cadrele de tipul 3 nu sunt definite.

Cea de-a treia clasă o reprezintă cadrul Nenumerotat. El este folosit uneori în scopuri de control, dar poate fi folosit și pentru transportul datelor atunci când se recurge la un serviciu nesigur, neorientat pe conexiune. Diversele tipuri de protocoale orientate pe biți diferă considerabil aici, spre deosebire de celelalte două tipuri, unde erau aproape identice. Pentru a indica tipul cadrului sunt disponibili cinci biți, dar nu sunt folosite toate cele 32 de posibilități.

Toate protocoalele furnizează o comandă, DISC (DISConnect), care permite ca o mașină să anunțe că se va opri (de exemplu pentru întreținere preventivă). De asemenea există o comandă ce permite ca o mașină, care tocmai s-a reconectat, să-și anunțe prezența și să forțeze resetarea tuturor numerelor de secvență la zero. Această comandă poartă numele de SNRM (Set Normal Response Mode - stabilește modul normal de răspuns). Din nefericire, „modul normal de răspuns” numai normal nu este. Este un mod neechilibrat (adică asimetric) în care unul din capetele liniei este master iar celălalt este slave. SNRM datează din timpurile când comunicația datelor presupunea un terminal neinteligent comunicând cu un calculator gazdă puternic, ceea ce este, evident, asimetric. Pentru a face protocolul mai potrivit cazurilor în care cei doi parteneri sunt egali, HDLC și LAPB au o comandă suplimentară, SABM (Set Asynchronous Balanced Mode - stabilește modul asincron echilibrat), care resetează linia și declară ambii parteneri ca fiind egali. De asemenea, aceste protocoale au comenzile SABME și SNRME, care sunt identice cu SABM și, respectiv, SNRM, cu excepția faptului că ele permit folosirea unui format extins pentru cadru, care utilizează numere de secvență pe 7 biți în locul unora pe 3 biți.

A treia comandă prevăzută de toate protocoalele este FRMR (FRaMe Reject), folosită pentru a indica sosirea unui cadru cu suma de control corectă, dar cu semantică imposibilă. Exemple de semantică imposibilă sunt cadru de tipul 3 Supervizor în LAPB, un cadru mai scurt de 32 de biți, un

cadru de control nepermis, confirmarea unui cadru care a fost în afara ferestrei etc. Cadrele FRMR conțin un câmp de date de 24 de biți care arată ceea ce a fost eronat la cadrul respectiv. Datele includ câmpul de control al cadrului eronat, parametrii ferestrei și o colecție de biți folosiți pentru a semnala erori specifice.

Cadrele de control pot fi pierdute sau deteriorate ca și cadrele de date, de aceea și ele trebuie confirmate. În acest scop este furnizat un cadru special de control, numit UA (Unnumbered Acknowledgement). Deoarece poate exista un singur cadru de control neconfirmat, nu există niciodată ambiguități asupra cadrului care este confirmat.

Cadrele de control rămase sunt folosite pentru inițializare, interogare și raportarea stării. Există, de asemenea, un cadru de control care poate conține informații arbitrare, UI (Unnumbered Information). Aceste date nu sunt livrate nivelului rețea, ci sunt destinate a fi primite chiar de nivelul legătură de date.

În ciuda utilizării pe scară largă, HDLC este departe de a fi perfect. O discuție despre diversitatea problemelor asociate cu acest protocol poate fi găsită în (Fiorini ș.a., 1995).

3.6.2 Nivelul legăturii de date în Internet

Internet-ul constă din mașini individuale (calculatoare gazdă și rutere) și o infrastructură de comunicație care le conectează. În cadrul unei singure clădiri sunt larg utilizate LAN-urile pentru interconectare, dar infrastructura de arie largă este construită din linii închiriate, punct-la-punct. În Cap. 4 vom studia LAN-urile; aici vom examina protocoalele legăturii de date folosite pe liniile punct-la-punct în Internet.

În practică, comunicația punct-la-punct este folosită în principal în două situații. În primul rând, mii de organizații au una sau mai multe LAN-uri, fiecare cu un anumit număr de calculatoare gazdă (calculatoare personale, stații de lucru ale utilizatorilor, servere ș.a.m.d.) și un ruter (sau o punte care este funcțional similară). Adeseori, ruterele sunt interconectate printr-un trunchi LAN. În mod tipic, toate conexiunile cu lumea exterioară se fac printr-unul sau două rutere care au linii punct-la-punct închiriate spre rutere aflate la distanță. Internet-ul este construit din aceste rutere și liniile lor închiriate care realizează subrețelele de comunicație.

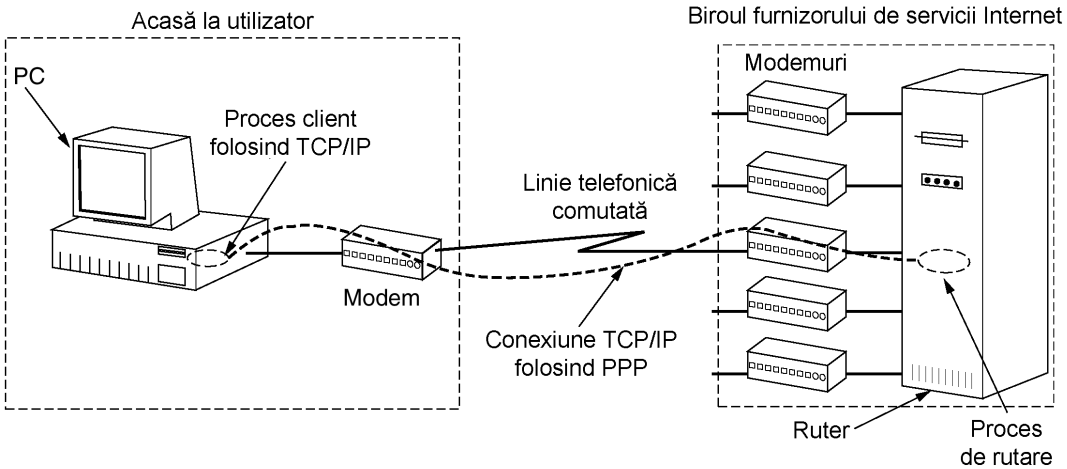


Fig. 3-26. Un calculator personal lucrând ca un calculator gazda în Internet.

A doua situație în care liniile punct-la-punct joacă un rol major în Internet o reprezintă milioanele de utilizatori individuali care au conexiuni de acasă la Internet folosind modemuri și linii telefonice comutate. De obicei PC-ul de acasă al unui utilizator apelează ruterul unui **furnizor de servicii Internet**, și poate acționa astfel ca orice calculator gazdă Internet. Această metodă de operare nu este diferită de aceea în care există o linie închiriată între PC și ruter, cu excepția faptului că atunci când utilizatorul își termină sesiunea, conexiunea va fi închisă. În fig. 3-26 este ilustrat un PC casnic ce apelează un furnizor de servicii Internet. Modem-ul este prezentat ca fiind extern, tocmai pentru a-i accentua rolul, dar calculatoarele moderne dispun de modem-uri interne.

Atât pentru conexiunea pe linie închiriată ruter-ruter cât și pentru conexiunea comutată calculator gazdă-ruter, este necesar un protocol de legătură de date punct-la-punct pentru încadrare, controlul erorilor și pentru alte funcții ale nivelului legătură de date pe care le-am studiat în acest capitol. Cel folosit în Internet este PPP. În continuare acesta va fi prezentat în detaliu.

PPP - Point-to-Point Protocol (rom.: protocol punct-la-punct)

Internetul are nevoie de un protocol punct-la-punct care să servească mai multor scopuri, incluzând trafic ruter-la-ruter și trafic utilizator-la-ISP. Acest protocol este **PPP** (**Point-to-Point Protocol**, rom.: **protocolul punct-la-punct**), care este definit in RFC 1661 și dezvoltat în alte câteva RFC-uri (de exemplu RFC-urile 1662, 1663). PPP face detecția erorilor, suportă mai multe protocoale, permite ca adresele IP să fie negociate în momentul conectării, permite autentificarea și are multe alte capabilități.

PPP furnizează trei lucruri:

1. O metodă de împărțire în cadre care delimitează, fără ambiguitate, sfârșitul unuia și începutul următorului. Formatul cadrului permite și detecția de erori.
2. Un protocol de control al legăturii pentru a obține liniile, a le testa, a negocia opțiunile și pentru a elibera liniile atunci când nu mai este nevoie de ele. Acest protocol se numește **LCP**(**Link Control Protocol**, rom: **protocolul de control al legăturii**). El suportă circuite sincrone și asincrone și codificări orientate atât pe bit, cât și pe caracter.
3. Un mod de a negocia opțiunile nivelului rețea într-un mod independent de protocolul folosit pentru nivelul rețea. Metoda aleasă este de a avea un **NCP** (**Network Control Protocol**, rom: **protocol de control al rețelei**) pentru fiecare nivel de rețea suportat.

Pentru a vedea cum lucrează împreună aceste părți, să considerăm un scenariu tipic în care un utilizator sună de la domiciliu un furnizor de servicii Internet pentru a transforma PC-ul său de acasă într-un calculator gazdă Internet temporar. PC-ul apelează mai întâi ruterul furnizorului prin intermediul unui modem. După ce modemul ruterului a răspuns la telefon și s-a stabilit o conexiune fizică, PC-ul trimite ruterului o serie de pachete LCP în câmpul de informație utilă (payload) al unuia sau mai multor cadre PPP. Aceste pachete și răspunsurile lor selectează parametrii PPP ce vor fi utilizați.

Odată ce parametrii s-au stabilit de comun acord, mai multe pachete NCP sunt trimise pentru a configura nivelul rețea. În mod obișnuit, PC-ul vrea să ruleze o suită de protocoale TCP/IP și va avea nevoie de o adresă IP. Deoarece nu există adrese IP suficiente, fiecare furnizor de Internet ia o parte din ele și asociază dinamic câte una pentru fiecare PC atașat în rețea, pe durata sesiunii de conectare. Dacă un furnizor posedă n adrese IP, el poate avea până la n mașini conectate simultan, dar numărul total de clienți poate fi de mai multe ori pe atât. NCP pentru IP este folosit pentru a realiza asocierea adreselor IP.

În acest moment, PC-ul este un calculator gazdă Internet și poate trimite și primi pachete IP, exact așa cum o pot face calculatoarele conectate prin cabluri. Când utilizatorul termină, NCP întrerupe conexiunea la nivelul rețea și eliberează adresa IP. Apoi LCP întrerupe conexiunea la nivelul legătură de date. În final, calculatorul spune modemului să închidă telefonul, eliberând conexiunea la nivel fizic.

Formatul cadrului PPP a fost ales foarte asemănător cu formatul cadrului HDLC deoarece nu exista nici un motiv pentru a se reinventa roata. Diferența majoră între PPP și HDLC este că primul este mai degrabă orientat pe caractere decât pe biți. În particular, PPP folosește umplerea cu caractere pe liniile comutate prin modem, astfel încât toate cadrele au un număr întreg de octeți. Nu este posibil să se trimită un cadru constând din 30.25 octeți, așa cum era la HDLC. Cadrele PPP pot fi transmise nu numai pe liniile telefonice comutate, ele pot fi transmise și pe linii SONET sau linii HDLC, cu adevărat orientate pe biți (de exemplu pentru conexiuni ruter-ruter). Formatul cadrului PPP este prezentat în fig. 3-27.

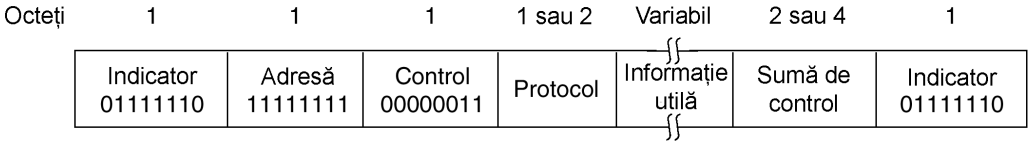


Fig. 3-27. Formatul complet de cadru PPP pentru operarea în mod nenumerotat.

Toate cadrele PPP încep cu octetul indicator HDLC standard (01111110), pentru care se folosește umplerea cu caractere, dacă apare în cadrul câmpului ce specifică informația utilă. După acesta urmează câmpul *Adresă*, care este întotdeauna setat la valoarea binară 11111111, indicând astfel că toate stațiile trebuie să accepte cadrul. Folosirea acestei valori evită problema necesității de a se asocia adrese legăturii de date.

Câmpul *Adresă* este urmat de câmpul *Control*, a cărui valoare implicită este 00000011. Această valoare indică un cadru nenumerotat. Cu alte cuvinte, PPP nu oferă o transmisie sigură folosind numere de secvență și confirmări în mod implicit. În medii cu zgomote, cum ar fi rețelele fără fir, poate fi folosită transmisia sigură utilizând numere de secvență. Detaliile exacte sunt definite în RFC 1663, dar această facilitate este rar utilizată.

Deoarece câmpurile *Adresă* și *Control* sunt întotdeauna constante în configurațiile implicite, LCP furnizează mecanismul necesar ca cele două părți să negocieze opțional omiterea amândurora și să economisească astfel doi octeți pe cadru.

Cel de-al patrulea câmp PPP este câmpul *Protocol*. Sarcina lui este să spună ce tip de pachet este în câmpul *Informație utilă*. Sunt definite coduri pentru LCP, NCP, IP, IPX, AppleTalk și alte protocoale. Protocoalele ce încep cu un bit 0 sunt protocoale pentru nivelul rețea. cum ar fi IP, IPX, OSI CLNP, XNS. Acelea care încep cu un bit 1 sunt folosite pentru a negocia alte protocoale. Acestea includ LCP și un NCP diferit pentru fiecare protocol de rețea suportat. Dimensiunea implicită a câmpului *Protocol* este de 2 octeți, dar ea poate fi negociată la 1 octet folosind LCP.

Câmpul *Informație utilă* este de lungime variabilă, până la o anumită limită maximă negociată. Dacă lungimea nu este negociată folosind LCP în timpul setării liniei, este folosită o lungime implicită de 1500 de octeți. Dacă este necesar, după informația utilă pot fi adăugate caractere de umplere.

După câmpul *Informație utilă* urmează câmpul S*umă de control*, care este în mod normal de 2 octeți, dar poate fi modificat la 4 octeți.

În concluzie, PPP este un mecanism de încadrare multiprotocol potrivit pentru folosirea pe linii cu modem, linii seriale orientate pe biți HDLC, SONET și alte niveluri fizice. Suportă detecția erorilor, negociere opțională, compresia antetului și, opțional, transmisie sigură folosind cadre HDLC.

Să ne întoarcem acum de la formatul cadrului PPP la modul în care liniile sunt stabilite (eng.: brought up) și eliberate (eng.: brought down). Diagrama simplificată din fig. 3-28 arată fazele prin care trece o linie atunci când este stabilită, folosită și eliberată. Secvența se aplică atât pentru conexiunile prin modem cât și pentru conexiunile ruter-ruter.

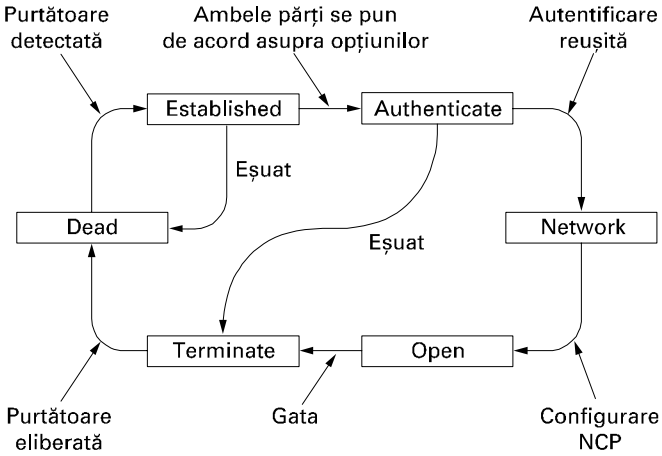


Fig. 3-28. O diagramă de faze simplificată pentru stabilirea și eliberarea unei linii.

Protocolul se inițializează cu linia în starea *DEAD*, stare care semnifică faptul că nu este prezentă nici o purtătoare la nivel fizic și nu există nici o conexiune fizică. După ce este stabilită conexiunea fizică, linia trece în *ESTABLISH*. În acest punct începe negocierea opțională LCP care, dacă reușește, conduce la *AUTHENTICATE*. Acum cele două părți pot să-și verifice una alteia identitatea, dacă doresc. Când se intră în faza *NETWORK*, este invocat protocolul NCP corespunzător pentru a configura nivelul rețea. Dacă configurarea se face cu succes, este atinsă faza *OPEN* și poate avea loc transportul datelor. Când transportul datelor este terminat, linia este trecută în faza *TERMINATE* și, de aici, înapoi în *DEAD* unde purtătoarea este întreruptă.

Nume	Direcție	Descriere
Configure-request	I→R	Lista opțiunilor și valorilor propuse
Configure-ack	I←R	Toate opțiunile sunt acceptate
Configure-nak	I←R	Anumite opțiuni nu sunt acceptate
Configure-reject	I←R	Anumite opțiuni nu sunt negociabile
Terminate-request	I→R	Cerere de eliberare a liniei
Terminate-ack	I←R	OK, linia este eliberată
Code-reject	I←R	Primire cerere necunoscută
Protocol-reject	I←R	Cerere protocol necunoscut
Echo-request	I→R	Rog trimiterea acestui cadru înapoi
Echo-replay	I←R	Iată cadrul înapoi
Discard-request	I→R	Ignoră cadrul (pentru testare)

Fig. 3-29. Tipurile de cadre LCP.

LCP negociază opțiunile protocolului legăturii de date în timpul fazei *ESTABLISH*. Protocolul LCP nu se ocupă chiar de opțiuni, ci de mecanismul de negociere. El furnizează procesului inițiator un mod de a face o propunere și procesului de răspuns un mod de a accepta sau refuza această propunere. De asemenea, el furnizează celor două procese un mecanism de a testa calitatea liniei, de a verifica dacă aceasta este suficient de bună pentru a defini o conexiune. În fine, protocolul LCP permite liniilor să fie eliberate atunci când nu mai este nevoie de ele.

În RFC 1661 sunt definite unsprezece tipuri de cadre LCP. Acestea sunt listate în fig. 3-29. Cele patru tipuri *Configure-* permit inițiatorului (I) să propună valori pentru opțiuni și celui care răspunde (R) să le accepte sau să le refuze. În ultimul caz, cel care răspunde poate face o propunere alternativă sau poate anunța că nu este gata să negocieze în nici un fel anumite opțiuni. Opțiunile ce vor fi negociate și valorile propuse pentru ele sunt conținute în cadrele LCP.

Codurile *Terminate-* sunt folosite pentru a elibera o linie atunci când ea nu mai este necesară. Codurile *Code-reject* și *Protocol-reject* sunt folosite de către cel ce răspunde pentru a spune că a primit ceva ce nu înțelege. Această situație poate însemna că a avut loc o eroare de transmisie, dar, mai degrabă, înseamnă că inițiatorul și cel ce răspunde folosesc versiuni diferite ale protocolului LCP. Tipurile *Echo-* sunt folosite pentru a testa calitatea liniei. În sfârșit, *Discard-request* este folosit pentru depanare. Dacă unul din capete are probleme cu transmiterea biților, programatorul poate folosi acest tip pentru testare. Dacă el reușește să meargă de la un capăt la celălalt, receptorul doar îl rejectează, fără a întreprinde nici o acțiune care ar putea genera confuzii pentru persoana care testează.

Opțiunile care pot fi negociate includ definirea dimensiunii maxime pentru informația utilă din cadrele de date, activarea autentificării și alegerea protocolului ce va fi folosit, activarea monitorizării calității liniei în timpul operațiunilor normale și selectarea diferitelor opțiuni pentru comprimarea antetului.

Nu se pot spune multe despre protocoalele NCP în general. Fiecare este specific unui anumit protocol de nivel rețea și permite să se facă cereri de configurare ce sunt specifice unui anumit protocol. De exemplu, pentru IP, asocierea dinamică a adreselor este cea mai importantă posibilitate.

3.7 REZUMAT

Sarcina nivelului legătură de date este de a converti șirurile de biți oferite de nivelul fizic în șiruri de cadre pentru a fi folosite de către nivelul rețea. Sunt utilizate diferite metode de încadrare, incluzând numărarea caracterelor, inserarea de octeți și umplerea cu biți. Protocoalele legăturii de date pot oferi controlul erorilor pentru retransmiterea cadrelor distruse sau pierdute. Pentru a împiedica un emițător rapid să suprasolicite un receptor lent, protocolul legăturii de date poate realiza și controlul fluxului. Mecanismul cu fereastră glisantă este foarte folosit pentru a integra controlul erorilor și controlul fluxului într-un mod convenabil.

Protocoalele cu fereastră glisantă pot fi clasificate după dimensiunea ferestrei emițătorului și după dimensiunea ferestrei receptorului. Când ambele sunt egale cu 1, protocolul este pas-cu-pas (eng.: stop-and-wait). Când fereastra emițătorului este mai mare ca 1, de exemplu pentru a împiedica emițătorul să blocheze un circuit cu o întârziere mare de propagare, receptorul poate fi programat fie să elimine toate celelalte cadre cu excepția următorului din secvență, fie să memoreze cadrele neordonate până când ele vor fi necesare.

În acest capitol au fost prezentate o serie de protocoale. Protocolul 1 a fost conceput pentru un mediu fără erori, în care receptorul poate face față oricărui flux de la emițător. Protocolul 2 presupune existența unui mediu fără erori, dar introduce controlul fluxului. Protocolul 3 tratează problema erorilor prin utilizarea numerelor de secvență și a algoritmului pas-cu-pas. Protocolul 4 permite comunicația bidirecțională și introduce conceptul de atașare (eng.: piggybacking). Protocolul 5 folosește un protocol cu fereastră glisantă și revenire cu n pași (eng.: go back n). Protocolul 6 folosește repetarea selectivă și confirmări negative.

Protocoalele pot fi modelate folosind diferite tehnici ce ajută la demonstrarea corectitudinii lor (sau a lipsei acesteia). Modelele bazate pe automate finite și modelele bazate pe rețele Petri sunt larg utilizate în acest scop.

Multe rețele folosesc la nivelul legătură de date unul dintre protocoalele orientate pe biți - SDLC, HDLC, ADCCP sau LAPB. Toate aceste protocoale folosesc octeți indicatori pentru delimitarea cadrelor și inserarea de biți pentru a preveni apariția octeților indicatori în cadrul datelor. De asemenea toate aceste protocoale folosesc fereastra glisantă pentru controlul fluxului. Internet-ul folosește PPP ca principal protocol al legăturii de date pe liniile de tip punct-la-punct.

3.8 PROBLEME

1. Un mesaj de la un nivel mai înalt este spart în 10 cadre, fiecare dintre acestea având 80% șansă de a ajunge nemodificat. Dacă nu se face nici un control al erorilor de către protocolul legăturii de date, de câte ori va trebui transmis mesajul în medie pentru a-l obține întreg la destinație?

2. Următoarea codificare a caracterelor este utilizată în cadrul unui protocol de nivel legătură de date:

A: 01000111; B: 11100011; FLAG: 01111110; ESC: 11100000

Determinați secvența de biți transmisă (în binar) pentru cadrul format din următoarele 4 caractere: A B ESC FLAG, când fiecare din metodele de încadrare următoare sunt utilizate:
a) numărarea caracterelor
b) octeți indicatori și inserarea de octeți
c) octeți indicatori de început și sfârșit, cu inserare de biți.

3. Următorul fragment de date apare în mijlocul unui șir de date pentru care este folosit algoritmul de inserare de octeți descris în text: A B ESC C ESC FLAG FLAG D. Care este ieșirea după inserare?

4. Unul dintre colegii Dvs. de clasă, Scrooge, a remarcat faptul că este ineficientă folosirea a 2 octeți indicatori, unul pentru începutul cadrului, celălalt pentru sfârșit. Un singur octet indicator ar fi suficient, câștigându-se astfel un octet. Sunteți de acord?

5. Dacă în șirul de biți 0111101111101111110 se inserează biți, care este șirul de ieșire?

6. Când este utilizată inserarea de biți, este posibil ca prin pierderea, inserarea sau modificarea unui singur bit să se provoace o eroare nedetectabilă prin suma de control? Dacă nu, de ce? Dacă da, de ce? Lungimea sumei de control joacă vreun rol aici?

7. Puteți concepe o situație în care un protocol cu buclă deschisă (de exemplu un cod Hamming) poate fi preferabil protocoalelor cu buclă de reacție (feedback), discutate pe parcursul acestui capitol?

8. Pentru a oferi o siguranță mai mare decât cea pe care o poate da un singur bit de paritate, o schemă de codificare cu detecție de erori folosește un bit de paritate pentru verificarea tuturor biților de ordin impar și un al doilea bit de paritate pentru toți biții de ordin par. Care este distanța Hamming pentru un astfel de cod?

9. Se transmit mesaje de 16 biți folosind un cod Hamming. Câți biți de control sunt necesari pentru a asigura detectarea și corectarea de către receptor a erorilor de un bit? Prezentați secvența de biți transmisă pentru mesajul 1101001100110101. Presupuneți că se folosește paritare pară.

10. Un octet (8 biți) cu valoarea binară 10101111 trebuie codificat utilizând un cod Hamming cu paritate pară. Care este valoarea binară după codificare?

11. Un cod Hamming de 12 biți a cărui valoare în hexazecimal este 0xE4F sosește la receptor. Care este valoarea hexazecimală originală? Presupuneți ca maxim un bit este eronat.

12. Un mod de a detecta erorile este de a transmite datele ca un bloc de n rânduri a câte k biți pe rând și adăugarea de biți de paritate pentru fiecare rând și fiecare coloană. În colțul din dreapta jos este bitul de paritate care verifică linia și coloana sa. Va detecta această schemă toate erorile singulare? Dar erorile duble? Dar erorile triple?

13. Un bloc de biți cu *n* rânduri și *k* coloane folosește biți de paritate verticală și orizontală pentru detecția erorilor, Să presupunem că datorită erorilor de transmisie sunt inversați exact 4 biți. Deduceți o expresie pentru exprimarea probabilității ca eroarea să nu fie detectată.

14. Ce rest se obține prin împărțirea lui x^7+x^5+1 la polinomul generator x^3+1?

15. Secvența de biți 10011101 este transmisă folosind metoda CRC descrisă anterior. Polinomul generator este x^3+1. Prezentați secvența de biți transmisă. Se presupune că al treilea de la stânga este inversat în timpul transmisiei. Arătați că această eroare este detectată de receptor.

16. Protocoalele legăturii de date pun aproape întotdeauna CRC-ul în partea finală și nu în antet. De ce?

17. Un canal are o rată de transmisie a biților de 4 Kbps și o întârziere de propagare de 20 ms. Pentru ce domeniu al dimensiunii cadrelor metoda pas-cu-pas (stop-and-wait) are o eficiență de cel puțin 50%?

18. Un trunchi T1 lung de 3000 km este folosit pentru a transmite cadre de 64 de biți folosind protocolul 5. Dacă viteza de propagare este de 6 μsec/km, pe câți biți trebuie reprezentate numerele de secvență?

19. În protocolul 3, este posibil ca emițătorul să pornească contorul de timp, atunci când acesta merge deja? Dacă da, când se poate întâmpla acest lucru? Daca nu, de ce este imposibil?

20. Imaginați un protocol cu fereastră glisantă ce folosește suficienți biți pentru numerele de secvență, astfel încât să nu apară niciodată suprapuneri. Ce relație trebuie să existe între cele patru limite ale ferestrelor și dimensiunea ferestrei?

21. Dacă în procedura *between* din protocolul 5 este verificată condiția $a \leq b \leq c$ în locul condiției $a \leq b < c$, ar avea aceasta vreun efect asupra corectitudinii protocolului sau eficienței sale? Explicați răspunsul.

22. În protocolul 6, când sosește un cadru de date, este făcută o verificare pentru a se vedea dacă numărul de secvență diferă de cel așteptat și *no_nak* este adevărat. Dacă ambele condiții sunt îndeplinite, este trimis un NAK. Altfel, este pornit contorul de timp auxiliar. Presupuneți că ar fi omisă clauza else. Ar afecta aceasta corectitudinea protocolului?

23. Presupunem că bucla while cu trei instrucțiuni din finalul protocolului 6 a fost ștearsă din cod. Ar afecta aceasta corectitudinea protocolului sau doar performanța? Explicați răspunsul.

24. Presupunem că instrucțiunea *case* pentru erorile de sumă de control a fost scoasă din instrucțiunea *switch* din protocolul 6. Cum ar afecta aceasta operarea protocolului?

25. În protocolul 6 codul pentru *frame_arrival* are o secțiune folosită pentru NAK-uri. Această secțiune este invocată în cazul în care cadrul sosit este un NAK și este îndeplinită încă o condiție. Indicați un scenariu în care prezența acestei condiții este esențială.

26. Imaginați-vă că scrieți un program la nivelul legătură de date pentru o linie folosită pentru a primi date, dar nu și pentru a trimite. Celălalt capăt folosește HDLC, cu un număr de secvență pe 3 biți și o dimensiune a ferestrei de 7 cadre. Ați dori să memorați cât mai multe cadre din secvență pentru a crește eficiența, dar nu vă este permis să modificați programul transmițătorului. Este posibil să aveți o fereastră la receptor mai mare ca 1 și totuși să existe garanția că protocolul nu va eșua? Dacă da, care este fereastra cea mai mare care poate fi utilizată în siguranță?

27. Considerați operarea protocolului 6 pe o linie fără erori de 1 Mbps. Dimensiunea maximă a cadrului este 1000 biți. Pachetele noi sunt generate la un interval de aproape o secundă. Intervalul de expirare a timpului este de 10 ms. Dacă ar fi eliminate confirmările speciale pentru contorul de timp, ar putea apărea expirări de timp inutile. De câte ori ar trebui transmis în medie un mesaj?

28. În protocolul 6, $MAX\_SEQ = 2^n - 1$. Deși această condiție este evident necesară pentru a utiliza eficient biții din antet, nu s-a demonstrat că ea este și esențială. Ar funcționa protocolul corect pentru $MAX\_SEQ = 4$ de exemplu?

29. Cadrele de 1000 de biți sunt transmise pe un canal printr-un satelit geostaționar de 1 Mbps a cărui întârziere de propagare de la Pământ este de 270 milisecunde. Confirmările sunt întotdeauna atașate cadrelor de date. Antetele sunt foarte scurte. Sunt folosite numere de secvență pe 3 biți. Care este utilizarea maximă realizabilă a canalului pentru:

a) Pas-cu-pas (stop-and-wait);
b) Protocolul 5;
c) Protocolul 6.

30. Calculați fracțiunea din lărgimea de bandă ce este pierdută datorită supraîncărcării (antete și retransmisie) pentru protocolul 6 pe un canal de satelit de 50 Kbps, foarte încărcat cu cadre de date constând din 40 de biți antet și 3960 biți de date. Presupuneți o întârziere de la Pământ la satelit de 270 milisecunde. Cadrele ACK nu apar niciodată. Cadrele NAK sunt de 40 de biți. Rata de erori pentru cadrele de date este de 1% și rata de erori pentru cadrele NAK este neglijabilă. Numerele de secvență sunt pe 8 biți.

31. Se consideră un canal prin satelit fără erori, de 64 Kbps, folosit pentru a transmite cadre de date de 512 octeți într-o singură direcție, cu confirmări foarte scurte ce se întorc pe cealaltă cale. Care este productivitatea maximă pentru dimensiuni ale ferestrei de 1, 7, 15 și 127? Presupuneți o întârziere de la Pământ la satelit de 270 milisecunde.

32. Un cablu lung de 100 km funcționează la rata de transmisie de date T1. Viteza de propagare pe cablu este 2/3 din viteza luminii. Câți biți încap pe cablu?

33. Se presupune că se modelează protocolul 4 utilizând modelul automatelor finite. Câte stări există pentru fiecare mașină? Câte stări există pentru canalul de comunicație? Dar pentru un sistem complet (două mașini și canalul)? Se ignoră erorile de sumă de control.

34. Determinați o secvență executabilă pentru rețeaua Petri din fig. 3-23 corespunzătoare secvenței de stări (000), (01A), (01-), (010), (01A) în fig. 3-21. Explicați în cuvinte ce reprezintă secvența respectivă.

35. Date fiind regulile de tranziție AC→B, B→AC, CD→E și E→CD, desenați rețeaua Petri descrisă de ele. Folosind rețeaua Petri, desenați graful finit al stărilor accesibile din starea inițială ACD. Ce concept bine-cunoscut din știința calculatoarelor folosește acest model de reguli de tranziție?

36. PPP se bazează pe HDLC, care folosește inserarea de biți pentru a împiedica octeții indicatori accidentali din interiorul informației utile să provoace confuzii. Dați cel puțin un motiv pentru care PPP folosește în locul acesteia inserarea de octeți.

37. Care este supraîncărcarea minimă în transmiterea unui pachet IP folosind PPP? Luați în considerare doar supraîncărcarea introdusă de PPP însuși, nu și supraîncărcarea produsă de antetul IP.

38. Scopul acestui exercițiu este implementarea unui mecanism de detectare a erorilor folosind algoritmul standard CRC prezentat în text. Scrieți două programe, *generator* și *verificator*. Programul generator citește de la intrarea standard mesaje de n biți ca șiruri de 1 și 0, ca o linie de text ASCII. A doua linie este polinomul generator pe k biți, citit tot ca text ASCII. La ieșire, programul va afișa la ieșirea standard (standard output) o linie de text ASCII cu $n+k$ caractere 0 și 1, reprezentând mesajul de transmis. Apoi afișează polinomul, așa cum l-a citit. Programul verificator citește ieșirea programului generator și afișează un mesaj care indică dacă aceasta este corectă sau nu. Se va scrie apoi un program, *alterează*, care inversează un bit din prima linie depinzând de unul din parametri cu care a fost apelat (bitul cel mai din stânga se consideră bitul 1), dar copiază restul corect. Tastând:

generator < fișier | verificator

ar trebui să vedeți că mesajul este corect, dar tasând:

generator < fișier | alterează argument | verifica

ar trebui să primiți un mesaj de eroare.

39. Scrieți un program care să simuleze comportamentul unei rețele Petri. Programul trebuie să citească regulile de tranziție și o listă de stări corespunzând nivelului legătură al rețelei ce emite un nou pachet sau acceptă un pachet. Din starea inițială, de asemenea citită de pe mediul de intrare, programul trebuie să aleagă tranzițiile permise și să le execute aleator, verificând dacă un calculator gazdă acceptă două mesaje fără ca un alt calculator gazdă să emită unul nou între ele.

4

SUBNIVELUL DE ACCES LA MEDIU

Așa cum am arătat în Cap. 1, rețelele pot fi împărțite în două categorii: cele care utilizează conexiuni punct-la-punct și cele care utilizează canale cu difuzare (broadcast channels). Acest capitol se ocupă de rețelele cu difuzare (broadcast networks) și de protocoalele lor.

În orice rețea cu difuzare, una dintre probleme este determinarea utilizatorului cu drept de acces la canal în cazul în care există mai mulți utilizatori concurenți. Pentru a lămuri lucrurile, să considerăm o teleconferință în care șase persoane, vorbind de la șase telefoane diferite, sunt conectate astfel încât fiecare îi poate auzi pe ceilalți și poate vorbi cu ei. Este foarte probabil ca atunci când cineva se oprește din vorbit, doi sau mai mulți să înceapă să vorbească simultan, ceea ce va duce la haos. Într-o întâlnire față-în-față, haosul este evitat prin mijloace externe - de exemplu, prin ridicarea mâinii pentru a cere permisiunea de a vorbi. Când este disponibil un singur canal de comunicație, este mult mai greu să determini cine urmează să ia cuvântul. Sunt cunoscute multe protocoale de rezolvare a acestei probleme și ele constituie conținutul acestui capitol. În literatura de specialitate, canalele cu difuzare sunt uneori numite **canale multiacces** (multiaccess channels), sau **canale cu acces aleator** (random access channels).

Protocoalele folosite pentru a determina cine urmează într-un canal multiacces aparțin unui subnivel al nivelului legătură de date, numit subnivelul **MAC** (**Medium Access Control**, rom: controlul accesului la mediu). Subnivelul MAC este important mai ales pentru rețelele de tip LAN – Local Area Network (le vom numi prescurtat LAN-uri), care utilizează aproape toate un canal multiacces ca bază pentru comunicație. Din contră, rețelele de tip WAN – Wide Area Network (le vom numi WAN-uri) utilizează legături punct-la-punct, cu excepția rețelelor prin satelit. Datorită faptului că LAN-urile și canalele multiacces sunt atât de strâns legate, în acest capitol vom discuta la modul general atât despre LAN-uri cât și despre rețele prin satelit și alte rețele cu difuzare. Deoarece canalele multiaccess și rețelele locale sunt subiecte atât de apropiate, în acest capitol vom discuta mai

multe subiecte legate de rețelele locale în general, incluzând și subiecte care nu sunt strict specifice subnivelului MAC.

Tehnic vorbind, subnivelul MAC reprezintă partea de jos a nivelului legătură de date, deci logic ar fi fost să îl fi studiat înainte de a trece în revistă toate protocoalele punct-la-punct din cap. 3. Dar, pentru majoritatea oamenilor, înțelegerea protocoalelor care implică mai multe părți este mai ușoară după ce au înțeles bine protocoalele care implică numai două părți. Pentru acest motiv am deviat puțin de la stilul de prezentare strict ascendent al ierarhiei rețelelor.

4.1 PROBLEMA ALOCĂRII CANALULUI

Tema centrală a acestui capitol o reprezintă modul de alocare a unui singur canal cu difuzare între mai mulți utilizatori concurenți. Mai întâi vom arunca o privire de ansamblu asupra schemelor statice și dinamice de alocare. Apoi vom studia câțiva algoritmi specifici.

4.1.1 Alocarea statică a canalului în rețelele LAN și MAN

Modul tradițional de alocare a unui singur canal, cum ar fi cablul telefonic, între mai multi utilizatori concurenți este multiplexarea cu diviziunea frecvenței (FDM – Frequency Division Multiplexing). Dacă există N utilizatori, banda de transmisie este împărțită în N părți egale (vezi fig. 2-24), fiecărui utilizator fiindu-i alocată una dintre acestea. Deoarece fiecare utilizator are o bandă de frecvență proprie, nu există interferențe între utilizatori. Atunci când există doar un număr mic și constant de utilizatori, fiecare având un trafic încărcat (și bazat pe utilizarea zonelor tampon), cum ar fi, de exemplu, oficiile de comutare ale companiilor de telecomunicație, FDM este un mecanism de alocare simplu și eficient.

Cu toate acestea, atunci când numărul emițătorilor este mare și variază în permanență, sau când traficul este de tip rafală, FDM prezintă câteva probleme. Dacă spectrul benzii este împărțit în N regiuni și sunt mai puțin de N utilizatori care vor să comunice, o bună parte din bandă se va risipi. Dacă sunt mai mult de N utilizatori care vor să comunice, unii dintre ei nu o vor putea face, din lipsă de spațiu în banda de transmisie, chiar dacă există utilizatori care au primit câte o parte din bandă și transmit sau recepționează mesaje extrem de rar.

Chiar dacă presupunem că numărul utilizatorilor ar putea fi menținut în vreun fel constant la valoarea N, divizarea singurului canal disponibil în subcanale statice este, evident, ineficientă. Principala problemă este că atunci când unii utilizatori sunt inactivi, bucata lor de bandă se pierde pur și simplu. Ei nu o folosesc, dar nici alții nu au voie să o utilizeze. Mai mult, în majoritatea sistemelor de calcul, traficul de date este extrem de diferențiat (sunt uzuale raporturi de 1000:1 între traficul de vârf și cel mediu). În consecință, majoritatea canalelor vor fi libere în cea mai mare parte a timpului.

Performanțele slabe ale alocării FDM statice pot fi ușor observate dintr-un simplu calcul făcut cu ajutorul teoriei cozilor. Să luăm, pentru început, întârzierea medie, T, pentru un canal cu capacitatea C bps, la o rată a sosirilor de λ cadre/sec. Fiecare cadru are o lungime dată de o funcție de densitate de probabilitate exponențială cu media de $1/\mu$ biți/cadru. Cu acești parametri, rata sosirilor este λ cadre/sec, iar viteza de servire este μC cadre-sec. Din teoria cozilor poate fi demonstrat că pentru timpi Poisson de sosire și de servire, vom avea

$$T = \frac{1}{\mu C - \lambda}$$

De exemplu, dacă C este 100 Mbps, lungimea medie a cadrului, 1/μ, este de 10.000 de biți, iar rata sosirilor, λ, este 5.000 cadre/sec, atunci T = 200 μs. Trebuie remarcat că dacă ignoram întârzierea dată de teoria cozilor și am fi vrut să determinăm doar cât timp va dura să trimitem un cadru de 10.000 de biți într-o rețea de 100 Mbps, am fi obținut răspunsul (incorect) de 100 μs. Rezultatul, astfel calculat, este corect doar când nu există competiție pentru canal.

Acum să divizăm canalul în *N* subcanale independente, fiecare cu o capacitate de *C*/*N* bps. Rata medie a intrărilor pe fiecare subcanal va fi acum de λ/*N*. Recalculând *T* vom obține:

$$T_{FDM} = \frac{1}{\mu(C/N) - (\lambda/N)} = \frac{N}{\mu C - \lambda} = NT \qquad (4\text{-}1)$$

Întârzierea medie la FDM este de *N* ori mai mare decât în cazul în care toate cadrele ar fi fost, printr-o scamatorie, aranjate în ordine într-o mare coadă centrală.

Exact aceeași logică utilizată la FDM se poate aplica și la multiplexarea cu diviziunea timpului (TDM - Time Division Multiplexing). Fiecărui utilizator îi este alocată static fiecare a *N*-a cuantă. Dacă un utilizator nu își folosește timpul alocat, acesta rămâne nefolosit. Același lucru se întâmplă și dacă divizăm rețelele în mod fizic. Revenind la exemplul anterior, dacă am înlocui rețeaua de 100 Mbps cu zece rețele de 10 Mbps fiecare și dacă am aloca static fiecăreia câte un utilizator, întârzierea medie ar sări de la 200 μs la 2 ms.

Deoarece nici una dintre metodele statice de alocare a canalului nu funcționează bine în condiții de trafic în rafală, vom studia în continuare metodele dinamice.

4.1.2 Alocarea dinamică a canalului în rețelele LAN și MAN

Înainte de a începe prezentarea numeroaselor metode de alocare a canalului, care fac obiectul acestui subcapitol, merită să formulăm cu atenție problema alocării. La baza întregii activități din acest domeniu stau câteva ipoteze-cheie, descrise în continuare.

1. **Modelul stațiilor**. Acest model constă din *N* **stații** independente (calculatoare, telefoane, dispozitive de comunicare personală etc.), fiecare având un program sau un utilizator care generează cadre de transmis. Stațiile sunt uneori denumite terminale. Probabilitatea de generare a unui cadru într-un interval de lungime Δt este $\lambda\Delta t$, unde λ este o constantă (rata sosirilor de cadre noi). Odată ce a fost generat un cadru, stația se blochează și nu mai face nimic până la transmiterea cu succes a cadrului.
2. **Ipoteza canalului unic**. Există un singur canal accesibil pentru toate comunicațiile. Toate stațiile pot transmite prin el și pot recepționa de la el. În ceea ce privește partea de hardware, toate stațiile sunt echivalente, deși protocolul software le poate acorda priorități diferite.
3. **Ipoteza coliziunii**. Dacă două cadre sunt transmise simultan, ele se suprapun, iar semnalul rezultat va fi neinteligibil. Acest eveniment se numește **coliziune**. Toate stațiile pot detecta coliziuni. Un cadru care a intrat în coliziune cu un alt cadru trebuie retransmis ulterior. Nu există alte erori în afara celor generate de coliziuni.
4. **Timp continuu**. Transmisia cadrelor poate surveni în orice moment. Nu există un ceas comun, care să împartă timpul în intervale discrete.

5. **Timp discret**. Timpul este împărțit în intervale discrete (cuante). Transmisia cadrelor pornește întotdeauna la începutul unei cuante. O cuantă poate conține 0, 1, sau mai multe cadre, corespunzător unei cuante de așteptare, unei transmisiuni efectuate cu succes sau, respectiv, unei coliziuni.
6. **Detecția purtătoarei**. Stațiile pot afla dacă un canal este liber sau nu înainte de a încerca să-l utilizeze. Dacă el este deja ocupat, nici o stație nu va mai încerca să îl utilizeze până când nu se va elibera.
7. **Nedetecția purtătoarei**. Stațiile nu pot afla starea canalului înainte de a încerca să îl utilizeze. Ele pur și simplu încep să transmită. Abia după aceea vor putea determina dacă transmisia s-a efectuat cu succes sau nu.

Este momentul să discutăm puțin despre aceste ipoteze. Prima dintre ele spune că stațiile sunt independente, iar cadrele sunt generate cu o frecvența constantă. De asemenea, se presupune implicit că transmisia fiecărei stații este controlată de un singur program sau de un singur utilizator, deci atâta timp cât stația este blocată, ea nu va genera noi cadre. Modelele mai sofisticate permit existența stațiilor multiprogramate, care pot genera noi cadre în timp ce stația este blocată, dar analiza acestor stații este mult mai complexă.

Ipoteza canalului unic este de fapt inima problemei. Nu există mijloace externe de comunicare. Stațiile nu pot ridica mâinile pentru a cere profesorului permisiunea de a vorbi.

Ipoteza coliziunii este, de asemenea, o ipoteză de bază, deși în unele sisteme (între care remarcăm sistemele cu spectru larg de transmisie) ea este relaxată, cu rezultate surprinzătoare. De asemenea, unele LAN-uri, cum ar fi cele de tip token-ring, utilizează un mecanism de eliminare a conflictelor, care elimină coliziunile.

Există două ipoteze alternative despre timp. Într-una din ele timpul este continuu, iar în cealaltă este discret. Unele sisteme consideră timpul într-un fel, altele în celălalt fel, așa că le vom discuta și analiza pe amândouă. Evident, pentru un sistem dat, numai una dintre ipoteze este valabilă.

În mod similar, o rețea poate avea sau nu facilități de detecție a purtătoarei. Rețelele LAN au în general detecție de purtătoare, dar rețelele prin satelit nu (datorită întârzierii mari de propagare). Stațiile din rețelele cu detecție de purtătoare își pot termina transmisia prematur, dacă descoperă că au intrat în coliziune cu o altă transmisie. De notat că aici înțelesul cuvântului „purtătoare” se referă la semnalul electric de pe cablu și nu are nimic de a face cu vreun alt tip de purtătoare.

4.2 PROTOCOALE CU ACCES MULTIPLU

Sunt cunoscuți mulți algoritmi de alocare a unui canal cu acces multiplu. În secțiunile care urmează vom studia un eșantion reprezentativ al celor mai interesanți algoritmi și vom da exemple de utilizare a lor.

4.2.1 ALOHA

În anii '70, Norman Abramson și colegii săi de la Universitatea din Hawaii au elaborat o nouă și elegantă metodă de rezolvare a problemei alocării canalului. De atunci, munca lor a fost continuată de mulți cercetători (Abramson, 1985). Deși realizarea lui Abramson, numită sistemul ALOHA,

utiliza difuzarea prin radio de la sol, ideea de bază se poate aplica la orice sistem în care utilizatori ce nu pot fi localizați concurează la utilizarea unui unic canal partajat.

Vom discuta două versiuni ale protocolului ALOHA: ALOHA pur și ALOHA cuantificat. Ele diferă prin faptul că timpul este sau nu divizat în intervale discrete, în care trebuie să se potrivească orice cadru. ALOHA pur nu cere sincronizare de timp globală, pe când ALOHA cuantificat cere.

ALOHA pur

Ideea de bază într-un sistem ALOHA este simplă: utilizatorii sunt lăsați să transmită ori de câte ori au date de trimis. Bineînțeles că vor exista coliziuni, iar cadrele intrate în coliziune vor fi distruse. Oricum, datorită proprietății de reacție a difuzării, un emițător poate afla oricând dacă mesajul său a fost distrus, ascultând canalul, la fel ca și ceilalți utilizatori. Într-o rețea LAN, reacția este imediată; într-o rețea prin satelit, există o întârziere de 270 ms înainte ca emițătorul să afle dacă transmisia s-a încheiat cu succes. În cazul în care cadrul trimis a fost distrus, emițătorul așteaptă un interval oarecare de timp și îl trimite din nou. Timpul de așteptare trebuie să fie aleatoriu, altfel aceleași cadre vor intra în coliziune iar și iar, blocându-se reciproc la nesfârșit. Sistemele în care mai mulți utilizatori partajează un canal comun într-un mod care poate duce la conflicte sunt cunoscute sub numele de **sisteme cu conflicte** (**contention systems**).

În fig. 4-1 este prezentată o schiță de generare a cadrelor într-un sistem ALOHA. Am ales să reprezentăm cadre de aceeași lungime, pentru că productivitatea sistemelor ALOHA este maximizată în cazul în care avem cadre de lungime uniformă, față de cazul în care avem cadre de lungime variabilă.

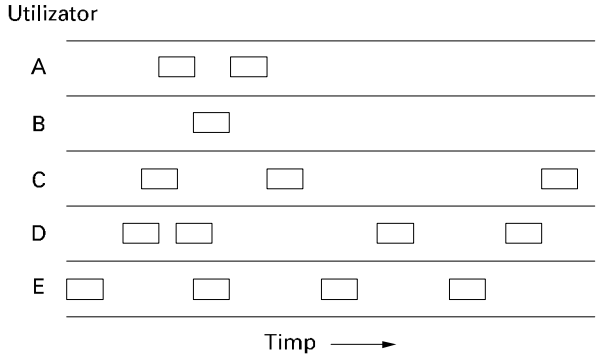


Fig. 4-1. În ALOHA pur, cadrele sunt transmise la momente complet arbitrare.

Ori de câte ori două cadre încearcă să ocupe canalul în același timp, se va produce o coliziune și amândouă vor fi denaturate. Dacă primul bit al unui nou cadru se suprapune cu ultimul bit al unui cadru aproape terminat, amândouă cadrele vor fi total distruse și amândouă vor trebui retransmise mai târziu. Suma de control nu poate (și nu trebuie) să distingă între o pierdere totală și o ratare „la mustață”. Ceea ce este rău este rău.

O întrebare foarte interesantă este: care este eficiența unui canal ALOHA? Cu alte cuvinte, ce fracțiune din cadrele transmise nu intră în coliziune în aceste circumstanțe haotice? Să considerăm mai întâi o colectivitate infinită de utilizatori interactivi stând în fața calculatoarelor (stațiilor) lor. Un utilizator este întotdeauna într-una din cele două stări: introduce caractere sau așteaptă. Inițial, toți utilizatorii sunt în prima stare, scriind. Când termină o linie, utilizatorul se oprește din scris, așteptând un răspuns. Atunci stația transmite pe canal un cadru conținând linia și verifică dacă trans-

misia s-a efectuat cu succes. Dacă da, utilizatorul vede răspunsul și se apucă din nou de scris. Dacă nu, utilizatorul continuă să aștepte, iar cadrul va fi transmis în mod repetat, până când transmisia se va încheia cu succes.

Să numim „interval de cadru" timpul necesar pentru a transmite un cadru standard, de lungime fixă (adică lungimea cadrului împărțită la rata biților). Vom presupune că populația infinită de utilizatori generează cadre noi conform unei distribuții Poisson cu media de N cadre pe interval de cadru (ipoteza populației infinite este necesară pentru a ne asigura că N nu descrește pe măsură ce utilizatorii se blochează). Dacă $N > 1$, utilizatorii generează cadre cu o rată mai mare decât capacitatea de transmisie a canalului și aproape fiecare cadru va suferi o coliziune. Pentru o productivitate rezonabilă ar trebui ca $0 < N < 1$.

În plus față de noile cadre, stațiile mai generează și copii ale cadrelor care au suferit anterior coliziuni. Să presupunem în continuare că probabilitatea de a avea k încercări de transmisie pe interval de cadru, incluzând și retransmisiile, are de asemenea o distribuție Poisson, cu media G pe interval de cadru. Evident, $G \geq N$. La încărcare redusă (adică $N \approx 0$), vor fi puține coliziuni, deci puține retransmisii, așa că $G \approx N$. La încărcare mare vor fi multe coliziuni, deci $G > N$. Orice încărcare am avea, productivitatea este chiar încărcarea dată, G, înmulțită cu probabilitatea ca o transmisie să se încheie cu succes - adică $S = GP_0$, unde P_0 este probabilitatea ca un cadru să nu sufere coliziuni.

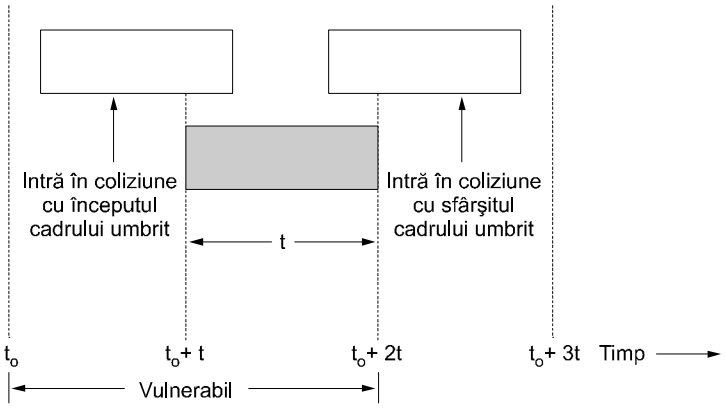


Fig. 4-2. Perioada vulnerabilă pentru cadrul umbrit.

Un cadru nu va suferi coliziuni dacă nici un alt cadru nu va fi emis în intervalul de un cadru socotit de la începutul lui, așa cum se arată în fig. 4-2. În ce condiții cadrul umbrit va ajunge întreg? Fie t timpul necesar emisiei unui cadru. Dacă un alt utilizator a generat un cadru între t_0 și $t_0 + t$, sfârșitul acelui cadru va intra în coliziune cu începutul cadrului umbrit. De fapt, soarta cadrului umbrit era deja pecetluită chiar înainte de transmisia primului bit, dar cum în ALOHA pur, o stație nu ascultă canalul înainte de transmisie, nu are cum să știe că un alt cadru se află deja în curs de transmisie. Similar, orice alt cadru care începe între $t_0 + t$ și $t_0 + 2t$ va nimeri peste sfârșitul cadrului umbrit.

Probabilitatea ca într-un interval de cadru dat să fie generate un număr k de cadre este modelată de distribuția Poisson:

$$\Pr[k] = \frac{G^k e^{-G}}{k!} \tag{4-2}$$

deci probabilitatea generării a zero cadre este doar e^{-G}. Într-o perioadă de timp cât două intervale de cadru, media numărului de cadre generate este $2G$. Astfel, probabilitatea ca nici o transmisie să nu înceapă în timpul perioadei de timp vulnerabile este dată de $P_0 = e^{-2G}$.
Luând $S = GP_0$, obținem:

$$S = Ge^{-2G}$$

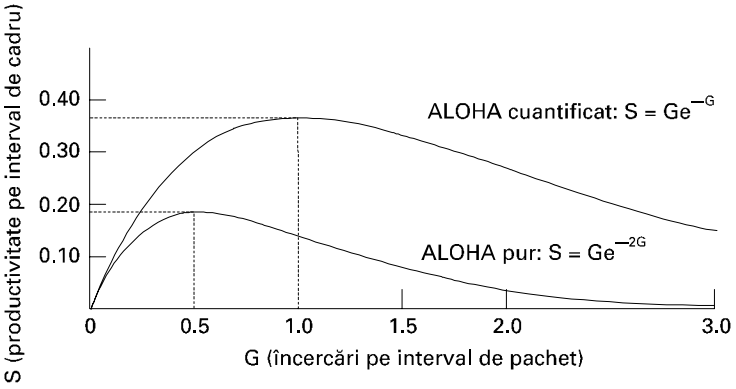


Fig. 4-3. Productivitatea în funcție de traficul oferit pentru sistemele ALOHA.

Relația dintre traficul oferit și productivitate este prezentată în fig. 4-3. Productivitatea maximă este obținută la $G = 0.5$, cu $S = 1/2e$, adică aproximativ 0.184. Cu alte cuvinte, cea mai bună performanță la care putem spera este o utilizare a canalului de 18 procente. Acest rezultat nu este prea încurajator, dar, în situația aceasta în care fiecare utilizator transmite la dorință, cu greu ne-am fi putut aștepta la o performanță de sută la sută.

ALOHA cuantificat

În 1972, Roberts a publicat o metodă de dublare a capacității unui sistem ALOHA (Roberts, 1972). Propunerea lui era să se împartă timpul în intervale discrete, fiecare interval corespunzând unui cadru. Această abordare cere ca utilizatorii să cadă de acord asupra mărimii cuantelor. O cale de a obține sincronizarea ar fi ca o stație specială să emită un „bip" la începutul fiecărui interval, ca un tact de ceas.

În metoda lui Roberts, care a devenit cunoscută sub numele de **ALOHA cuantificat** (**slotted ALOHA**), în contrast cu metoda lui Abramson - **ALOHA pur** (**pure ALOHA**), unui calculator nu îi este permis să emită ori de câte ori este apăsată tasta „Return". El este nevoit să aștepte începutul următoarei cuante. Astfel, protocolul ALOHA pur este transformat din continuu în discret. Deoarece acum perioada vulnerabilă este înjumătățită, probabilitatea ca în intervalul cadrului nostru de test să nu mai apară un alt trafic este e^{-G}, ceea ce conduce la:

$$S = Ge^{-G} \tag{4-3}$$

Așa cum reiese din fig. 4-3, ALOHA cuantificat prezintă un maxim la $G = 1$, cu o productivitate de $S = 1/e$, adică aproximativ 0.368, dublu față de ALOHA pur. Dacă sistemul operează la $G = 1$, probabilitatea unei cuante neutilizate este 0.368 (din ecuația 4-2). Cea mai bună performanță la care ne putem aștepta de la ALOHA cuantificat este: 37% din cuante neutilizate, 37% cadre transmise cu succes și 26% coliziuni. Lucrul cu valori mai mari ale lui G reduce numărul cuantelor neutilizate, dar îl mărește exponențial pe cel al coliziunilor. Pentru a vedea cum se explică rapida creștere a nu-

mărului coliziunilor odată cu G, să considerăm transmisia unui cadru de test. Probabilitatea ca el să evite o coliziune este e^{-G}, adică probabilitatea ca toți ceilalți utilizatori să nu transmită în acest interval. Probabilitatea unei coliziuni este deci $1 - e^{-G}$. Probabilitatea ca o transmisie să se efectueze exact din k încercări (adică după k - 1 coliziuni, urmate de un succes) este

$$P_k = e^{-G}(1 - e^{-G})^{k-1}$$

Numărul de transmisii prognozat pentru fiecare apăsare a tastei „Return", E, este deci

$$E = \sum_{k=1}^{\infty} kP_k = \sum_{k=1}^{\infty} ke^{-G}(1 - e^{-G})^{k-1} = e^{G}$$

Ca urmare a dependenței exponențiale a lui E față de G, creșteri mici ale încărcării canalului pot reduce drastic performanțele sale.

ALOHA cuantificat este important pentru un motiv care poate nu este evident la prima vedere. A fost conceput în anii `70, a fost folosit în câteva sisteme experimente timpurii, apoi a fost aproape uitat. Când a fost inventat accesul la Internet prin cablu a apărut dintr-o dată problema alocării unui singur canal între utilizatori multipli aflați în concurență – astfel încât ALOHA cuantificat a fost scos de la naftalină pentru a salva situația. S-a întâmplat frecvent ca protocoale perfect valide să fie date uitării din motive politice (de exemplu, deoarece o mare companie vrea ca toată lumea să facă lucrurile așa cum zice ea), dar la ani distanță o persoană inteligentă descoperă că un protocol de mult uitat rezolva o anumită problemă curentă. Din acest motiv, în acest capitol vom studia un număr de protocoale elegante care nu sunt actualmente folosite la scară largă, dar care ar putea foarte simplu să fie utile în aplicațiile viitorului, dacă suficienți ingineri de rețea sunt conștienți de existența lor. Desigur, vom studia mai multe protocoale aflate în folosință curentă.

4.2.2 Protocoale cu acces multiplu și detecție de purtătoare

Cu ALOHA cuantificat se poate atinge un grad de utilizare a canalului de până la $1/e$. Acest lucru nu este surprinzător, dacă ne gândim că stațiile transmit când doresc, fără a fi atente la ceea ce fac celelalte stații și, în consecință, vor exista numeroase coliziuni. Oricum, în rețelele locale, stațiile pot detecta ce fac celelalte stații și își pot adapta comportamentul în mod corespunzător. Astfel de rețele pot obține un grad de utilizare mult mai bună decât $1/e$. În această secțiune vom discuta câteva protocoale pentru îmbunătățirea a performanței.

Protocoalele în care stațiile ascultă pentru a detecta o purtătoare (adică o transmisie) și acționează corespunzător se numesc **protocoale cu detecție de purtătoare** (**carrier sense protocols**). Kleinrock și Tobagi (1975) au analizat în detaliu câteva protocoale de acest tip. În continuare vom prezenta câteva versiuni ale protocoalelor cu detecție de purtătoare.

CSMA persistent și nepersistent

Primul protocol cu detecție de purtătoare pe care îl vom studia în acest material se numește **CSMA 1-persistent** (**Carrier Sense Multiple Access**, rom: acces multiplu cu detecție de purtătoare). Atunci când o stație are date de transmis, mai întâi ascultă canalul pentru a vedea dacă nu cumva transmite altcineva în acel moment. În cazul în care canalul este ocupat, stația așteaptă până la eliberarea sa. Atunci când stația detectează canalul liber, transmite un cadru. Dacă se produce o coliziune, stația așteaptă o perioadă aleatorie de timp și o ia de la început. Protocolul se cheamă 1-persistent, pentru că probabilitatea ca o stație să transmită atunci când găsește canalul liber este egală cu 1.

Întârzierea de propagare are o influență importantă asupra performanței protocolului. Există o oarecare șansă ca, imediat după ce o stație începe să transmită, o altă stație să devină pregătită de transmisie și să asculte canalul. Dacă semnalul primei stații nu a ajuns încă la cea de-a doua, aceasta din urmă va detecta canalul liber și va începe la rândul ei să emită, rezultând o coliziune. Cu cât este mai mare întârzierea de propagare, cu atât acest efect devine mai important, iar performanța protocolului scade.

Chiar dacă întârzierea de propagare ar fi zero, tot s-ar mai produce coliziuni. Dacă două stații devin gata de transmisie în timpul transmisiunii unei a treia stații, amândouă vor aștepta politicos până la sfârșitul ei, după care vor începe să transmită simultan, producându-se o coliziune. Dacă ele nu ar fi atât de nerăbdătoare, s-ar produce mai puține coliziuni. Chiar și așa, acest protocol este semnificativ mai bun decât ALOHA pur, întrucât ambele stații au bunul simț să nu interfereze cu cadrul celei de-a treia stații. Intuitiv, acest fapt va conduce la o performanță mai bună decât ALOHA pur. Același lucru este valabil și pentru ALOHA cuantificat.

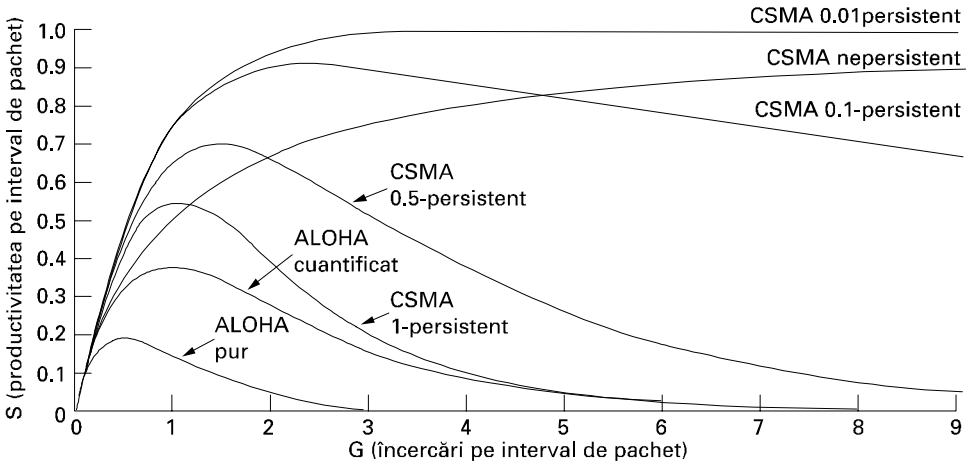


Fig. 4-4. Comparație între utilizările canalului în funcție de încărcare, pentru diferite protocoale cu acces aleator.

Un al doilea protocol cu detecție de purtătoare este **CSMA nepersistent** (**nonpersistent CSMA**). În acest protocol, o încercare conștientă de transmisie este mai puțin „lacomă" decât în cel anterior. Înainte de a emite, stația ascultă canalul. Dacă nimeni nu emite, începe ea să emită. Dacă însă canalul este ocupat, stația nu rămâne în continuu în ascultare, pentru a-l ocupa imediat după detectarea sfârșitului transmisiei precedente. În schimb, așteaptă o perioadă aleatorie de timp și apoi repetă algoritmul. Intuitiv, acest algoritm ar trebui să conducă la o utilizare mai bună a canalului, dar și la întârzieri mai mari decât la CSMA 1-persistent.

Ultimul protocol este **CSMA p-persistent** (**p-persistent CSMA**). El se aplică la canalele cuantificate și funcționează după cum urmează. Când o stație este gata să emită, ea ascultă canalul. Dacă acesta este liber, stația va transmite cu o probabilitate p. Cu probabilitatea $q = 1 - p$, stația va aștepta următoarea cuantă. Dacă această cuantă este de asemenea liberă, va transmite sau va aștepta din nou, cu probabilitățile p și respectiv q. Acest proces este repetat până când cadrul este transmis sau până când o altă stație începe să transmită. În ultimul caz, stația se comportă ca și când s-ar fi produs o coliziune (adică așteaptă o perioadă aleatorie de timp și pornește iar). Dacă inițial stația detectează canalul ocupat, așteaptă cuanta următoare și aplică algoritmul de mai sus. Fig. 4-4

ză canalul ocupat, așteaptă cuanta următoare și aplică algoritmul de mai sus. Fig. 4-4 arată productivitatea în funcție de traficul oferit pentru toate cele trei protocoale, precum și pentru ALOHA pur și ALOHA cuantificat.

CSMA cu detecția coliziunii

Protocoalele CSMA persistent și nepersistent reprezintă în mod cert o îmbunătățire față de ALOHA, pentru că au grijă ca nici o stație să nu înceapă să transmită atunci când canalul este ocupat. O altă îmbunătățire este abandonarea transmisiei îndată ce se detectează o coliziune. Cu alte cuvinte, dacă două stații găsesc canalul liber și încep să transmită simultan, amândouă vor detecta coliziunea aproape imediat. Decât să își termine de transmis cadrele, care oricum sunt iremediabil denaturate, stațiile își vor termina brusc transmisia imediat după detectarea coliziunii. Terminând repede cu cadrele distruse, se salvează timp și lărgime de bandă. Acest protocol, cunoscut sub numele de **CSMA/CD** (**Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection**, rom: acces multiplu cu detecția purtătoarei și a coliziunii), este des întrebuințat în LAN-uri în subnivelul MAC. În particular, este baza popularului Ethernet LAN, astfel încât merită efortul să îl analizăm în detaliu.

CSMA/CD, ca și multe alte protocoale de LAN, utilizează modelul conceptual din fig. 4-5. În momentul marcat cu t_0, o stație oarecare își termină de transmis cadrul. Acum orice altă stație care are de transmis un cadru poate încerca să transmită. Dacă două sau mai multe stații se decid să transmită simultan, se va produce o coliziune. Coliziunile pot fi detectate urmărind puterea sau lățimea impulsului semnalului recepționat și comparându-le cu semnalul transmis.

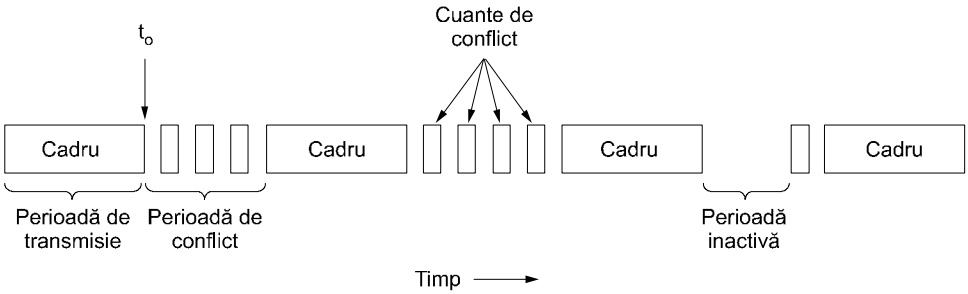


Fig. 4-5. CSMA/CD se poate afla într-una din următoarele stări: conflict, transmisie sau inactiv.

După ce o stație a detectat o coliziune, își abandonează transmisia, așteaptă o perioadă de timp oarecare și încearcă din nou, dacă nici o altă stație nu a început să transmită între timp. De aceea, modelul nostru pentru CSMA/CD va fi alcătuit alternativ din perioade de timp cu transmisii și perioade de timp de conflict, având și perioade de așteptare, când toate stațiile tac (de exemplu, din lipsă de activitate).

Să privim acum mai îndeaproape detaliile algoritmului de tratare a conflictelor. Să presupunem că două stații încep să transmită simultan, exact la momentul t_0. Cât timp le va lua ca să-și dea seama că s-a produs o coliziune? Răspunsul la această întrebare este vital pentru determinarea mărimii perioadei de conflict, deci și a întârzierii și a productivității. Timpul minim de detectare a coliziunii este chiar timpul necesar propagării semnalului de la o stație la alta.

Bazându-ne pe acest raționament, am putea crede că o stație care nu detectează nici o coliziune într-o perioadă de timp egală cu timpul de propagare pe toată lungimea cablului, perioadă măsurată de la începutul transmisiei, poate fi sigură că a ocupat canalul. Prin „ocupat” înțelegem că toate cele-

lalte stații știu că ea transmite și nu vor interfera cu ea. Această concluzie este greșită. Să considerăm cazul cel mai defavorabil, descris în următorul scenariu. Fie τ timpul de propagare a semnalului între stațiile cele mai îndepărtate. La t_0, o stație începe să transmită. La $t_0 + (\tau - \varepsilon)$, cu o clipă înainte ca semnalul să ajungă la cea mai îndepărtată stație, aceasta începe la rândul ei să transmită. Bineînțeles, ea detectează coliziunea aproape instantaneu și se oprește, dar scurta rafală de zgomot produsă de coliziune nu se va întoarce la stația de origine decât după $2\tau - \varepsilon$. Cu alte cuvinte, în cel mai rău caz, o stație nu poate fi sigură că a ocupat canalul decât după ce a transmis timp de 2τ fără a detecta vreo coliziune. Din acest motiv vom modela intervalul de conflict ca un sistem ALOHA cuantificat, cu dimensiunea cuantei 2τ. Pe un cablu coaxial de 1 km, $\tau \approx 5$ μs. Simplificând, vom presupune că fiecare cuantă conține un singur bit. Bineînțeles că, odată ce canalul a fost ocupat, o stație poate transmite cu orice rată dorește, nu neapărat doar 1 bit la 2τ sec.

Este important să înțelegem că detecția coliziunii este un proces *analogic*. Echipamentul stației trebuie să asculte cablul în timp ce transmite. Dacă ceea ce recepționează este diferit față de ceea ce transmite, înseamnă că se produce o coliziune. Așadar, codificarea semnalului trebuie să permită detectarea coliziunilor (de exemplu, o coliziune a două semnale de 0 volți poate fi imposibil de detectat). Din acest motiv, de obicei se utilizează codificări speciale.

Este de asemenea important de observat că o stație care transmite trebuie să monitorizeze continuu semnalul, să asculte zgomotele care pot indica o coliziune. Din acest motiv, CSMA/CD cu un singur canal este în mod inerent un sistem jumătate-duplex (half-duplex). Este imposibil ca o stație să transmită și să primească cadre simultan datorită faptului că logica primirii cadrelor este activă, verificând coliziunile în timpul fiecărei transmisiuni.

Pentru a evita orice neînțelegere, e bine să notăm că nici un protocol al subnivelului MAC nu garantează o livrare corectă a cadrelor. Chiar și în absența coliziunilor, receptorul poate să nu fi copiat corect cadrul din diverse motive (de exemplu, lipsă de spațiu în zona tampon, sau o întrerupere ratată).

4.2.3 Protocoale fără coliziuni

Deși în CSMA/CD nu apar coliziuni după ce o stație a ocupat efectiv canalul, ele mai pot apărea în perioada de conflict. Aceste coliziuni afectează negativ performanța sistemului, mai ales atunci când cablul este lung (adică τ mare), iar cadrele scurte. Pe măsură ce rețelele bazate pe fibre optice foarte lungi și cu lărgime mare de bandă sunt tot mai folosite, combinația de valori mari pentru τ și cadre scurte va deveni o problemă din ce în ce mai serioasă. În această secțiune vom examina câteva protocoale care rezolvă conflictul pentru canal fără nici o coliziune, nici măcar în perioada de conflict.

În protocoalele ce vor fi descrise în continuare, vom presupune că există N stații, fiecare având o adresă unică fixă, cuprinsă între 0 și $N - 1$. Nu contează dacă unele stații sunt inactive o parte din timp. Întrebarea de bază rămâne: care stație va primi canalul după o transmisie efectuată cu succes? Vom continua să folosim modelul din fig. 4-5, cu cuantele sale discrete de conflict.

Protocolul Bit-Map (cu hartă de biți)

În primul nostru protocol fără coliziuni, **metoda bit-map de bază** (**basic bit-map method**), fiecare perioadă de conflict va fi formată din exact N cuante. Dacă stația 0 are de transmis un cadru, transmite un bit 1 în timpul cuantei 0. Nici o altă stație nu are voie să transmită în timpul acestei cuante. Fără a avea vreo legătură cu ceea ce face stația 0, stația 1 are ocazia să transmită un 1 în timpul cuantei 1, dar doar dacă are un cadru de transmis. În general, stația j poate anunța că are de transmis un

cadru inserând un bit 1 în cuanta *j*. După ce au trecut toate cele *N* cuante, fiecare stație va cunoaște care dintre stații doresc să transmită. În acest moment, ele încep să transmită în ordinea crescătoare a adresei de stație (vezi fig. 4-6).

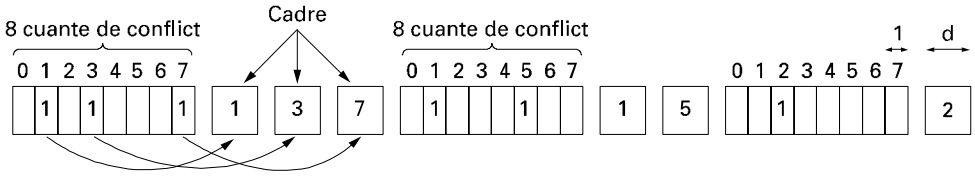


Fig. 4-6. Protocolul bit-map de bază.

Întrucât toți sunt de acord cine urmează, nu vor exista niciodată coliziuni. După ce ultima dintre stațiile pregătite să emită și-a transmis cadrul, eveniment pe care toate stațiile îl pot urmări ușor, va începe o altă perioadă de conflict de *N* biți. Dacă o stație devine gata imediat după ce a trecut cuanta care îi corespunde, înseamnă că a ratat ocazia și va trebui să aștepte următoarea perioadă de conflict. Protocoalele de acest gen, în care intenția de a transmite este anunțată înainte de transmisia propriu-zisă, se numesc **protocoale cu rezervare** (reservation protocols).

Să analizăm pe scurt performanțele acestui protocol. Vom conveni ca timpul să fie măsurat în unități de mărimea cuantelor de un bit ale perioadei de conflict, iar cadrele de date să fie formate din *d* astfel de unități de timp. Practic, în condiții de trafic slab, pachetul de biți ai perioadei de conflict va fi transmis în mod repetat, din lipsă de cadre de date.

Să privim situația din punctul de vedere al unei stații cu adresă mică, de exemplu 0 sau 1. În mod obișnuit, când ea devine gata să emită, cuanta „curentă" va fi undeva în mijlocul pachetului de biți. În medie, o stație va trebui să aștepte $N/2$ cuante pentru ca runda curentă să se termine și alte N cuante până la runda următoare, înainte de a putea începe transmisia.

Perspectivele stațiilor cu adrese mari sunt ceva mai luminoase. În general, ele nu vor trebui să aștepte decât o jumătate de rundă ($N/2$ cuante) înainte de a începe să transmită. Stațiile cu adrese mari trebuie rareori să aștepte următoarea rundă. Deoarece stațiile cu adrese mici au de așteptat în medie $1.5N$ cuante, iar cele cu adrese mari $0.5N$ cuante, media pentru toate stațiile este de N cuante. Eficiența canalului la trafic scăzut este ușor de calculat. Încărcarea suplimentară a unui cadru este de N biți, iar cantitatea de date este de d biți, rezultând o eficiență de $d/(N + d)$.

În condiții de trafic încărcat, când toate stațiile vor să emită simultan, perioada de conflict de N biți este împărțită la N cadre, rezultând o încărcare suplimentară de doar un bit pe cadru, adică o eficiență de $d/(d + 1)$. Întârzierea medie pentru un cadru este egală cu suma timpului de așteptare în interiorul stației, plus o întârziere suplimentară de $N(d + 1)/2$, care se adaugă atunci când ajunge la începutul cozii interne a stației.

Numărătoarea inversă binară

O problemă a protocolului de bază bit-map este încărcarea suplimentară de 1 bit pe stație. Putem obține rezultate și mai bune utilizând adresele binare ale stațiilor. O stație care vrea să utilizeze canalul își difuzează adresa ca un șir de biți, începând cu bitul cel mai semnificativ. Se presupune că toate adresele au aceeași lungime. Biții de pe aceeași poziție din adresele diferitelor stații sunt combinați printr-o operație logică OR (SAU), iar rezultatul este citit ca o singură adresă. Vom numi acest protocol **numărătoarea inversă binară** (**binary countdown**). El este utilizat în Datakit (Fraser, 1987). Se presupune implicit că întârzierile în transmisie sunt neglijabile, astfel încât toate stațiile văd biții transmiși practic instantaneu.

Pentru a evita conflictele, trebuie aplicată o regulă de arbitrare: de îndată ce o stație observă că unul dintre biții superiori ai adresei sale, conținând un 0, a fost acoperit de un 1, renunță să mai emită. De exemplu, dacă stațiile 0010, 0100, 1001 și 1010 încearcă să obțină canalul în același timp, în timpul primului bit stațiile transmit 0, 0, 1 și, respectiv, 1. Acești biți sunt combinați printr-o operație SAU, rezultând un 1. Stațiile 0010 și 0100 văd acest 1 și știu că o stație cu o adresă superioară încearcă să obțină canalul, așa că renunță să mai emită în runda curentă. Stațiile 1001 și 1010 continuă.

Următorul bit este 0 și ambele stații continuă. Următorul bit este 1, așa că stația 1001 va renunța. Câștigătoare este stația 1010, pentru că are adresa cea mai mare. După ce a câștigat licitația, ea poate transmite un cadru, după care începe o nouă rundă de licitații. Protocolul este ilustrat în fig. 4-7. Are proprietatea că stațiile cu numere mai mari au o prioritate mai înaltă decât stațiile cu numere mai mici, ceea ce poate fi și bine și rău, în funcție de context.

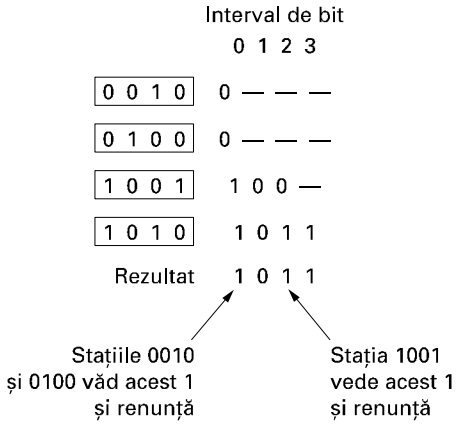


Fig. 4-7. Protocolul cu numărătoare inversă binară. O liniuță indică tăcere.

Eficiența canalului, în cazul acestei metode, este de $d/(d + \ln N)$. Dacă formatul cadrului a fost bine ales, astfel încât adresa emițătorului să fie primul câmp al cadrului, chiar și acești $\ln N$ biți nu sunt pierduți, iar eficiența este de 100%.

Mok și Ward (1979) au descris o variantă a numărătorii inverse binare utilizând o interfață paralelă în locul celei seriale. Ei au sugerat, de asemenea, utilizarea de adrese de stație virtuale, cuprinse între 0 și numărul stației câștigătoare inclusiv, adrese ce vor fi permutate după fiecare transmisie, pentru a da prioritate mai mare stațiilor care nu au mai transmis de mult. De exemplu, dacă stațiile *C, H, D, A, G, B, E* și *F* au prioritățile 7, 6, 5, 4, 3, 2, 1 și, respectiv, 0, atunci o transmisie cu succes a stației *D* o va plasa la sfârșitul listei, rezultând ordinea priorităților: *C, H, A, G, B, E, F, D*. Astfel, *C* rămâne virtual stația 7, A suie de la 4 la 5, iar *D* coboară de la 5 la 0. Acum stația *D* va putea obține canalul numai dacă nici o altă stație nu îl dorește.

Numărătoarea inversă binară este un exemplu de protocol simplu, elegant și eficient care așteaptă să fie redescoperit. Sperăm că își va găsi o nouă familie cândva în viitor.

4.2.4 Protocoale cu conflict limitat

Am considerat până acum două strategii de bază pentru obținerea canalului într-o rețea cablată: cu conflict, ca în CSMA, și fără coliziuni. Fiecare strategie poate fi cotată după performanțe în func-

ție de doi parametri importanți: întârzierea în condiții de trafic scăzut și eficiența canalului la trafic încărcat. În condițiile unui trafic scăzut, conflictul (adică ALOHA pur sau cuantificat) este preferat datorită întârzierilor mici. Cu cât traficul crește, cu atât aceste metode devin tot mai puțin atractive, deoarece încărcarea suplimentară asociată cu arbitrarea canalului devine tot mai mare. Pentru protocoalele fără coliziuni apare efectul invers: la trafic scăzut, ele au întârzieri mari, dar, pe măsură ce traficul crește, eficiența canalului se îmbunătățește în loc să se înrăutățească, cum se întâmplă la protocoalele cu conflict.

Evident, ar fi frumos să putem combina cele mai bune proprietăți ale protocoalelor cu conflict cu cele ale protocoalelor fără coliziuni, obținând un nou protocol care să utilizeze varianta cu conflict la trafic scăzut, pentru a avea întârzieri mici, și varianta fără coliziuni la trafic mare, pentru a putea oferi o eficiență bună a canalului. Asemenea protocoale, pe care le vom numi **protocoale cu conflict limitat** (**limited contention protocols**), există și vor încheia studiul nostru despre rețelele cu detecție de purtătoare.

Până acum, singurele protocoale cu conflict pe care le-am studiat au fost simetrice, adică fiecare stație încearcă să obțină canalul cu o probabilitate p, aceeași pentru toate stațiile. Un fapt destul de interesant este că performanța globală a sistemului poate fi uneori îmbunătățită utilizând un protocol care asociază probabilități diferite pentru stații diferite.

Înainte de a trece la protocoalele asimetrice, să trecem succint în revistă performanțele cazului simetric. Să presupunem că există k stații care concurează pentru obținerea accesului la canal. Fiecare are o probabilitate p de a transmite în timpul fiecărei cuante. Probabilitatea ca o stație să obțină canalul în timpul unei cuante este $kp\ (1 - p)^{k-1}$. Pentru a obține valoarea optimă pentru p, derivăm în raport cu p, egalăm rezultatul cu zero și rezolvăm pentru p. Vom obține că valoarea cea mai bună a lui p este $1/k$. Substituind $p = 1/k$, obținem probabilitatea

$$\Pr[\text{succes cu } p \text{ optim}] = \left(\frac{k-1}{k}\right)^{k-1} \tag{4-4}$$

Această probabilitate este reprezentată în fig. 4-8. Pentru un număr mic de stații șansele de succes sunt mari, dar probabilitatea scade către o valoare asimptotică de $1/e$ înainte chiar ca numărul stațiilor să atingă valoarea cinci.

Din fig. 4-8 reiese clar că probabilitatea ca o stație să obțină canalul poate fi crescută doar reducând concurența. Protocoalele cu conflict limitat fac exact acest lucru. Mai întâi, ele împart stațiile în grupuri (nu neapărat disjuncte). Doar membrilor grupului 0 li se permite să concureze pentru cuanta 0. Dacă unul din ei reușește, ocupă canalul și își transmite cadrul. În cazul în care cuanta rămâne neîntrebuințată sau apare o coliziune, membrii grupului 1 vor concura pentru cuanta 1 etc. Făcând o împărțire corectă a stațiilor în grupuri, numărul de conflicte pentru fiecare cuantă poate fi redus, aducând performanța corespunzătoare fiecărei cuante către extrema stânga a fig. 4-8.

Trucul constă în modul în care asociem stațiile cuantelor. Înainte de a analiza cazul general, să considerăm câteva cazuri particulare. La o extremă, fiecare grup are un singur membru. O astfel de împărțire garantează că niciodată nu vom avea coliziuni, pentru că cel mult o stație concurează pentru o cuantă. Am văzut astfel de protocoale anterior (de exemplu, numărătoarea inversă binară). Următorul caz particular este împărțirea în grupuri de câte două stații. Probabilitatea ca amândouă să încerce să transmită în timpul unei cuante este p^2, ceea ce pentru un p mic este o valoare neglijabilă. Pe măsură ce unei cuante îi sunt asociate mai multe stații, probabilitatea unei coliziuni crește, în schimb lungimea pachetului de biți, necesar pentru a da fiecăruia o șansă, se micșorează. Cazul limită este un singur grup conținând toate stațiile (adică ALOHA cuantificat). Ceea ce ne trebuie este o

cale de a asocia stații cuantelor în mod dinamic, cu multe stații pe cuantă atunci când traficul este scăzut și puține stații pe cuantă (sau chiar una singură) atunci când traficul este mare.

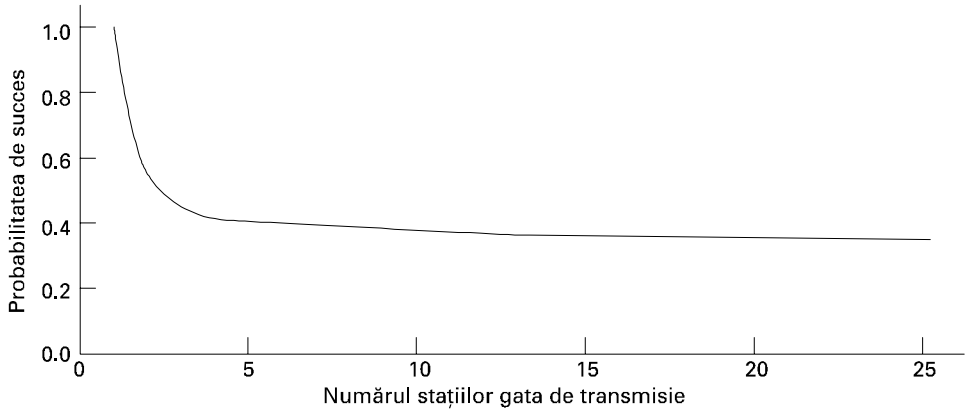


Fig. 4-8. Probabilitatea de obținere a unui canal cu conflict simetric.

Protocolul cu parcurgere arborescentă adaptivă

O cale foarte simplă de a face o asociere bună este utilizarea algoritmului conceput de armata Statelor Unite în scopul testării pentru sifilis a soldaților în timpul celui de-al doilea război mondial (Dorfman, 1943). Pe scurt, armata preleva eșantioane de sânge de la *N* soldați. O porțiune din fiecare eșantion era pusă în același tub de test. Acest eșantion mixat era apoi testat pentru anticorpi. Dacă nu era găsit nici un anticorp, toți soldații din grup erau declarați sănătoși. Dacă însă erau prezenți anticorpi, erau preparate două noi eșantioane mixte, unul corespunzător soldaților de la 1 la *N*/2, iar altul corespunzător celorlalți. Procesul era repetat recursiv până când erau determinați soldații infectați.

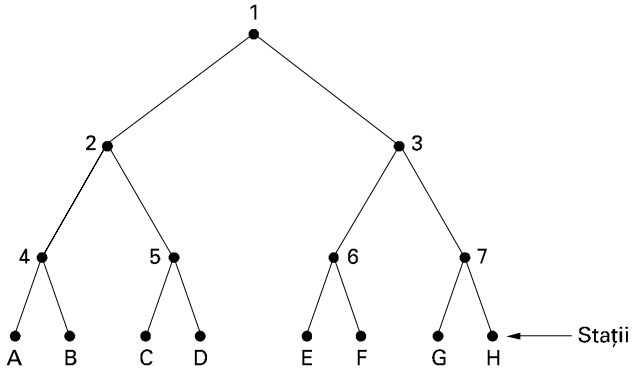


Fig. 4-9. Arborele pentru opt stații.

Pentru versiunea informatică a acestui algoritm (Capetanakis, 1979), cel mai simplu este să ne închipuim stațiile ca fiind frunzele unui arbore binar, ca în fig. 4-9. În prima cuantă de conflict care urmează după un cadru transmis cu succes, și anume cuanta 0, toate stațiile au permisiunea de a încerca ocuparea canalului. Dacă numai una din ele încearcă, foarte bine. Dacă s-a produs o coliziune, atunci, în timpul cuantei 1, doar stațiile de sub nodul 2 din arbore pot concura. Dacă una din ele obține canalul, cuanta care urmează cadrului ce va fi transmis este rezervat pentru stațiile de sub nodul 3. Dacă, pe de altă parte, două sau mai multe stații de sub nodul 2 vor să transmită, se va produce o coliziune în timpul cuantei 1, caz în care va fi rândul nodului 4 în timpul cuantei 2.

În principiu, dacă apare o coliziune în timpul cuantei 0, este cercetat întregul arbore în adâncime, pentru a localiza toate stațiile gata să transmită. Fiecare cuantă de un bit este asociată unui nod particular din arbore. Dacă se produce o coliziune, căutarea este continuată recursiv cu fiii stâng și drept ai nodului. Dacă o cuantă de un bit este liber sau dacă o singură stație transmite în timpul ei, căutarea nodului pentru această cuantă se poate opri, pentru că toate stațiile gata să transmită au fost localizate (dacă erau mai multe decât una s-ar fi produs o coliziune).

Atunci când încărcarea sistemului este mare, nu prea merită să dedicăm cuanta 0 nodului 1, pentru că acest lucru ar avea sens doar în eventualitatea - destul de puțin probabilă - ca o singură stație să aibă un cadru de transmis. Similar, se poate argumenta că nodurile 2 și 3 pot fi lăsate la o parte din aceleași motive. În termeni mai generali, întrebarea este: la ce nivel din arbore ar trebui să înceapă căutarea? Desigur, cu cât traficul este mai mare, cu atât căutarea trebuie să înceapă mai de jos. Vom considera că fiecare stație deține o estimare corectă a numărului de stații gata să transmită, de exemplu q, obținută din monitorizarea traficului recent.

Pentru început, să numărăm nivelurile arborelui începând de la vârf, cu nodul 1 din fig. 4-9 pe nivelul 0, nodurile 2 și 3 pe nivelul 1 etc. Observați că fiecare nod de pe nivelul i are dedesubt o fracțiune de 2^{-i} din totalul stațiilor. Dacă cele q stații gata să transmită sunt uniform distribuite, numărul celor care se află sub un anumit nod de pe nivelul i este $2^{-i}q$. Intuitiv, ar trebui ca nivelul optim de începere a căutării să fie cel pentru care numărul mediu de stații care vor să transmită în timpul unei cuante este 1, adică nivelul la care $2^{-i}q = 1$. Rezolvând această ecuație vom găsi că $i = \log_2 q$.

Au fost descoperite numeroase îmbunătățiri ale algoritmului de bază, care sunt discutate în detaliu de Bertsekas și Gallager (1992). De exemplu, să considerăm cazul în care stațiile G și H vor să transmită. La nodul 1 se va produce o coliziune, așa că va fi încercat 2, care va fi găsit liber. Este fără sens să încercăm nodul 3 pentru că este sigur că vom avea o coliziune (știm că două sau mai multe stații de sub 1 vor să transmită și nici una dintre ele nu se află sub 2, deci toate sunt sub 3). Încercarea lui 3 poate fi sărită și se trece la 6. Dacă nici această încercare nu dă nici un rezultat, 7 poate fi sărit și este încercat G în continuare.

4.2.5 Protocoale cu acces multiplu cu divizarea frecvenței

O abordare diferită a problemei alocării canalului o reprezintă împărțirea acestuia în subcanale utilizând FDM, TDM, sau amândouă, și alocarea lor dinamică după necesități. Astfel de metode sunt frecvent utilizate în LAN-urile cu fibră optică pentru a permite ca transmisiuni diferite să utilizeze lungimi de undă (adică frecvențe) diferite în același timp. În această secțiune vom examina un astfel de protocol (Humblet ș.a., 1992).

O cale simplă de construire a unui LAN cu fibră optică este utilizarea unui cuplor pasiv de tip stea (vezi fig. 2-10). Două fibre de la fiecare stație intră într-un cilindru de sticlă. O fibră este pentru transmisia către cilindru iar cealaltă pentru transmisia de la cilindru. Emisia de lumină de la oricare din stații iluminează cilindrul și poate fi detectată de toate celelalte stații. Stelele pasive pot cupla până la sute de stații.

Pentru a permite transmisiuni multiple simultane, spectrul este divizat în canale (benzi de frecvență), ca în fig. 2-24. În acest protocol, **WDMA (Wavelength Division Multiple Access**, rom: acces multiplu cu divizarea frecvenței), fiecărei stații îi sunt asociate două canale. Un canal îngust este folosit drept canal de control pentru semnalizarea către stație, iar unul larg pentru ca stația să poată trimite cadre de date prin el.

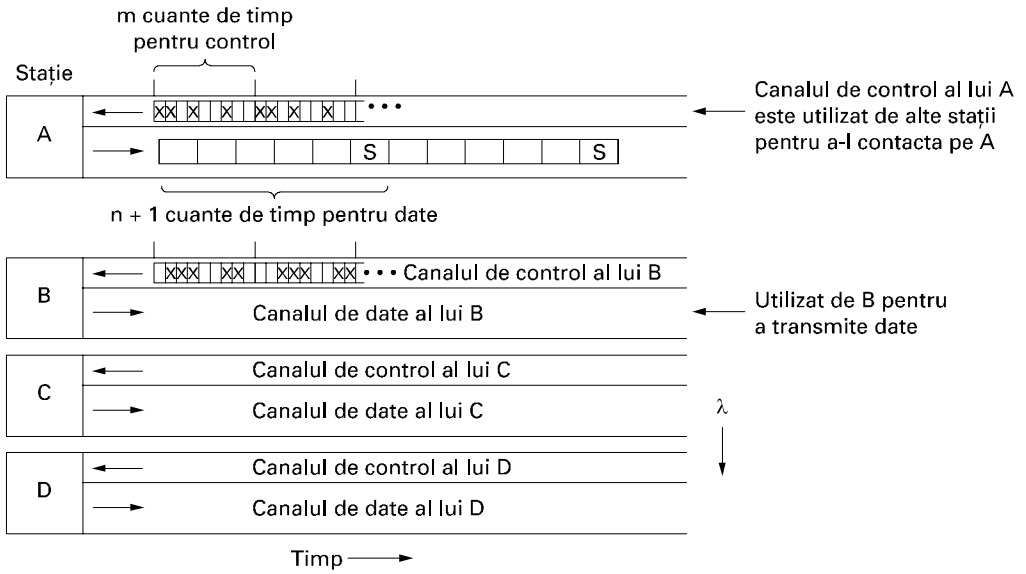


Fig. 4-10. Acces multiplu cu divizarea frecvenței.

Fiecare canal este împărțit în cuante de timp, ca în fig. 4-10. Fie *m* numărul de cuante ale canalului de control și $n + 1$ numărul de cuante ale canalului de date, dintre care *n* sunt pentru date și ultima este utilizată de stație pentru a-și raporta starea (în principal, care dintre cuantele ambelor canale sunt libere). Pe ambele canale secvența de cuante se repetă la infinit, cu cuanta 0 marcată special pentru ca cei care iau parte mai târziu la transmisie să o poată detecta. Toate canalele sunt sincronizate de un unic ceas global.

Protocolul suportă trei clase de trafic: (1) trafic orientat pe conexiune, cu rată constantă de date (cum este semnalul video necomprimat), (2) trafic orientat pe conexiune, cu rată variabilă de date (cum este transferul de fișiere) și (3) trafic de datagrame, cum sunt pachetele UDP. Pentru cele două protocoale orientate pe conexiune, ideea este că dacă *A* vrea să comunice cu *B*, trebuie să insereze mai întâi un cadru CONNECTION REQUEST (cerere conectare) într-o cuantă liberă de pe canalul de control al lui *B*. Dacă *B* acceptă, comunicația se poate desfășura pe canalul de date al lui *A*.

Fiecare stație are doi emițători și doi receptori, după cum urmează:

1. Un receptor cu lungime de undă fixă pentru ascultarea propriului canal de control.
2. Un emițător reglabil pentru comunicarea pe canalul de control al altei stații.
3. Un emițător cu lungime de undă fixă pentru emisia cadrelor de date.
4. Un receptor reglabil pentru selectarea emițătorului de ascultat.

Cu alte cuvinte, fiecare stație își ascultă propriul canal de control pentru cererile care sosesc, dar trebuie să se regleze pe frecvența emițătorului pentru a primi datele. Reglarea frecvenței este realizată cu un interferometru Fabry-Perot sau Mach-Zehnder, care elimină prin filtrare toate frecvențele, cu excepția celei dorite.

Să urmărim acum modul în care stația *A* stabilește un canal de comunicație de clasă 2 cu stația *B* pentru, să zicem, un transfer de fișiere. Mai întâi, *A* își reglează receptorul de date pe frecvența canalului de date al lui *B* și așteaptă cuanta de stare. Această cuantă precizează care cuante de control

sunt ocupate și care sunt libere. De exemplu, în fig. 4-10 se observă că din cele opt cuante de control ale lui *B*, 0, 4 și 5 sunt libere. Restul sunt ocupate (fapt indicat prin cruciulițe).

A își alege una din cele trei cuante de control, să zicem 4, și își inserează mesajul CONNECT REQUEST în ea. Cum *B* își ascultă permanent canalul de control, vede cererea și o aprobă acordând cuanta 4 lui *A*. Această decizie este anunțată în cuanta de stare a canalului de control. Atunci când *A* vede anunțul, va ști că s-a stabilit o conexiune unidirecțională. Dacă *A* cerea o conexiune bidirecțională, *B* ar fi trebuit să repete același algoritm cu *A*.

Este posibil ca în timp ce *A* căuta să ocupe cuanta 4 de control a lui *B*, *C* să facă același lucru. Nici o stație nu o va obține și amândouă vor observa eșecul urmărind cuanta de stare din canalul de date al lui *B*. Ele vor aștepta în continuare un interval de timp aleatoriu, după care vor încerca din nou.

În acest moment, fiecare stație are o cale fără conflicte pentru trimiterea de scurte mesaje de control către cealaltă. Pentru a realiza transferul de fișiere, *A* va trimite către *B* un mesaj de control, spunând, de exemplu, „Te rog uită-te la următoarea cuantă 3 cu date de ieșire de la mine. În ea se află un cadru de date pentru tine". Când *B* primește mesajul de control, își va regla receptorul pe canalul de ieșire al lui *A* pentru a citi cadrul de date. Bazându-se pe un protocol de nivel mai înalt, *B* poate utiliza același mecanism pentru a trimite înapoi o confirmare, dacă dorește.

De notat că apare o problemă când *A* și *C* au conexiuni către *B* și fiecare îi spune să se uite la cuanta 3. *B* va alege una dintre ele la întâmplare, iar cealaltă transmisie va fi pierdută.

La trafic constant este utilizată o variantă a acestui protocol. Atunci când *A* cere o conexiune, ea spune în același timp ceva de genul: este în regulă dacă îți voi trimite câte un cadru în fiecare cuantă 3? Dacă *B* poate accepta (adică nu și-a luat nici un angajament pentru cuanta 3), este stabilită o conexiune cu lărgime de bandă garantată. Dacă nu, *A* poate încerca din nou cu o altă propunere, în funcție de cuantele de ieșire libere.

Traficul de clasă 3 (datagrame) utilizează o altă variantă. În loc să scrie un mesaj CONNECTION REQUEST în cuanta de control pe care tocmai a găsit-o (4), va scrie un mesaj DATA FOR YOU ÎN SLOT 3 (în cuanta 3 se află date pentru tine). Dacă *B* este liberă în timpul următoarei cuante 3 de date, transmisiunea va reuși. Altfel, cadrul de date se va pierde. În acest fel nu vom avea niciodată nevoie de conexiuni.

Sunt posibile mai multe variante ale întregului protocol. De exemplu, în loc să îi asigurăm fiecărei stații propriul canal de control, toate stațiile pot partaja un singur canal de control. Fiecărei stații îi este asociat un bloc de cuante în fiecare grup, multiplexând astfel mai multe canale virtuale într-un singur canal fizic.

De asemenea ne putem descurca cu un singur emițător reglabil și un singur receptor reglabil pe stație, divizând canalul fiecărei stații în m cuante de control, urmate de $n + 1$ cuante de date. Dezavantajul constă în faptul că emițătorii trebuie să aștepte mai mult pentru a obține o cuantă de control, iar cadrele de date consecutive vor fi separate din cauza informațiilor de control de pe canal.

Au fost propuse numeroase alte protocoale WDMA, care se deosebesc prin detalii. Unele au un singur canal de control, altele au mai multe. Unele iau în considerare întârzierea de propagare, altele nu; unele consideră timpul de reglare a frecvenței ca făcând parte explicit din model, altele îl ignoră. De asemenea protocoalele se deosebesc prin complexitatea prelucrării, productivitate și scalabilitate. Când sunt folosite un număr ridicat de frecvențe sistemul poate fi numit **DWDM (Dense Wavelength Division Multiplexing** - acces multiplu dens cu divizarea frecvenței). Pentru mai multe informații, vezi (Bogineni ș.a., 1993; Chen, 1994; Goralski, 2001; Kartopoulos, 1999; Levine și Akyildiz, 1995).

4.2.6 Protocoale pentru rețele LAN fără fir

Pe măsură ce numărul de echipamente de calcul și comunicație crește, același lucru se întâmplă și cu nevoia lor de conectare la lumea exterioară. Chiar și primele telefoane portabile aveau posibilitatea de a se conecta la alte telefoane. Primele calculatoare portabile nu au avut această posibilitate, dar curând după aceea, modemurile au devenit un lucru obișnuit. Pentru a comunica, aceste calculatoare trebuiau să fie conectate la o priză telefonică de perete. Necesitatea unei conexiuni prin cablu la o rețea fixă însemna că de fapt calculatoarele, deși erau portabile, nu erau mobile.

Pentru a obține o adevărată mobilitate, calculatoarele portabile trebuie să utilizeze pentru comunicație semnale radio (sau infraroșii). Astfel, utilizatorii dedicați pot citi sau trimite poșta electronică în timp ce merg cu mașina sau cu vaporul. Un sistem de calculatoare portabile care comunică prin radio poate fi privit ca un LAN fără fir. Aceste LAN-uri au proprietăți oarecum diferite față de LAN-urile convenționale și necesită protocoale speciale pentru subnivelul MAC. În această secțiune vom examina câteva din aceste protocoale. Mai multe informații despre rețelele locale fără fir pot fi găsite în (Geier, 2002; O`Hara și Petrick, 1999).

O configurație obișnuită pentru un LAN fără fir este o clădire cu birouri, cu stațiile de bază amplasate strategic în jurul clădirii. Toate stațiile de bază sunt interconectate prin cabluri de cupru sau fibră optică. Dacă puterea de emisie a stațiilor de bază și a calculatoarelor portabile este reglată la o rază de acțiune de 3 sau 4 metri, atunci fiecare cameră devine o singură celulă, iar întreaga clădire devine un mare sistem celular, ca în sistemele de telefonie celulară tradițională, pe care le-am studiat în Cap. 2. Însă, spre deosebire de sistemele de telefonie celulară, fiecare celulă are un singur canal, acoperind întreaga lărgime de bandă disponibilă și acoperind toate stațiile din respectiva celulă. În mod normal, lărgimea de bandă a canalului este de 11-54 Mbps.

În discuția care urmează vom presupune, pentru simplificare, că toți emițătorii radio au un domeniu fix. Atunci când un receptor se află în raza a doi emițători activi, semnalul rezultat va fi, în general, amestecat și neutilizabil (cu câteva excepții care vor fi discutate mai târziu). E important să ne dăm seama că în unele LAN-uri fără fir nu toate stațiile se află în același domeniu, ceea ce duce la o serie de complicații. Mai mult, pentru LAN-uri de incintă fără fir, prezența pereților între stații poate avea un impact major asupra domeniului efectiv al fiecărei stații.

O abordare naivă în construirea unui LAN fără fir o constituie încercarea de utilizare a CSMA, prin ascultarea celorlalte transmisiuni și transmisia numai în cazul în care nimeni nu transmite. Problema este că acest protocol nu este chiar potrivit, pentru că ceea ce contează este interferența la receptor, nu la emițător. Pentru a vedea natura problemei, să privim fig. 4-11, în care apar patru stații nelegate prin cablu. Pentru ceea ce vrem să arătăm nu contează care sunt stații de bază și care sunt calculatoare portabile. Domeniul (de recepție) radio are proprietatea că *A* și *B* sunt fiecare în domeniul celeilalte și pot interfera una cu cealaltă. Și *C* poate să interfereze atât cu *B* cât și cu *D*, dar nu cu *A*.

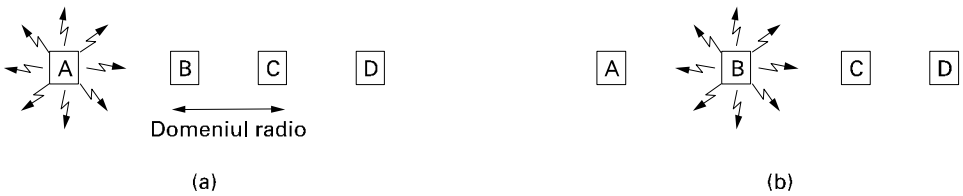


Fig. 4-11. Un LAN fără fir. (a) A transmite. (b) B transmite.

Să considerăm mai întâi ce se întâmplă atunci când *A* transmite către *B*, ca în fig. 4-11(a). Dacă *C* ascultă mediul, ea nu o va auzi pe *A* pentru că *A* este în afara domeniului ei, trăgând concluzia falsă că poate transmite. Dacă *C* începe să transmită, ea va interfera la *B* cu cadrul de la *A*, distrugându-l. Problema stației care nu poate detecta un potențial competitor la mediu pentru că se află prea departe este numită uneori **problema stației ascunse** (**hidden station problem**).

Să considerăm acum situația inversă: *B* transmite către *A*, ca în fig. 4-11(b). Dacă *C* ascultă mediul, va sesiza transmisia și va deduce în mod incorect că nu poate transmite către *D*, când de fapt o asemenea transmisie ar cauza o proastă recepție doar în zona cuprinsă între *B* și *C*, unde nu se află nici unul dintre receptorii vizați. Această situație se mai numește și **problema stației expuse** (**exposed station problem**).

Problema este că înainte de a începe o transmisiune, o stație dorește să știe dacă în preajma receptorului se desfășoară sau nu vreo activitate. CSMA sesizează acest lucru prin simpla detecție a purtătoarei. Prin cablu, toate semnalele se propagă la toate stațiile, așa că, la un moment dat, poate avea loc o singură transmisie, indiferent de zona sistemului în care se desfășoară ea. Într-un sistem bazat pe unde radio cu domeniu mic, se pot desfășura mai multe transmisiuni simultan, dacă acestea au destinații diferite și aceste destinații au domenii disjuncte.

Altă cale de abordare a acestei probleme este să ne închipuim o clădire de birouri în care fiecare angajat are un calculator portabil nelegat prin cablu. Să presupunem că Linda vrea să îi transmită un mesaj lui Milton. Calculatorul Lindei ascultă mediul local și, nedetectând nici o activitate, începe să transmită. Totuși, se mai poate produce o coliziune în biroul lui Milton, pentru că o a treia persoană îi transmitea deja dintr-un alt loc, atât de departe de Linda, încât calculatorul ei nu a putut detecta acest lucru.

MACA și MACAW

Unul dintre primele protocoale concepute pentru LAN-uri fără fir este **MACA** (**Multiple Access with Collision Avoidance** - acces multiplu cu evitarea coliziunii) (Karn, 1990). El a fost utilizat ca bază pentru standardul de LAN fără fir IEEE 802.11. Ideea de bază care stă în spatele său este ca emițătorul să stimuleze receptorul să emită un scurt cadru, astfel încât stațiile apropiate să poată detecta această transmisiune și să nu emită și ele pe durata cadrului (mare) de date care urmează. MACA este ilustrat în fig. 4-12.

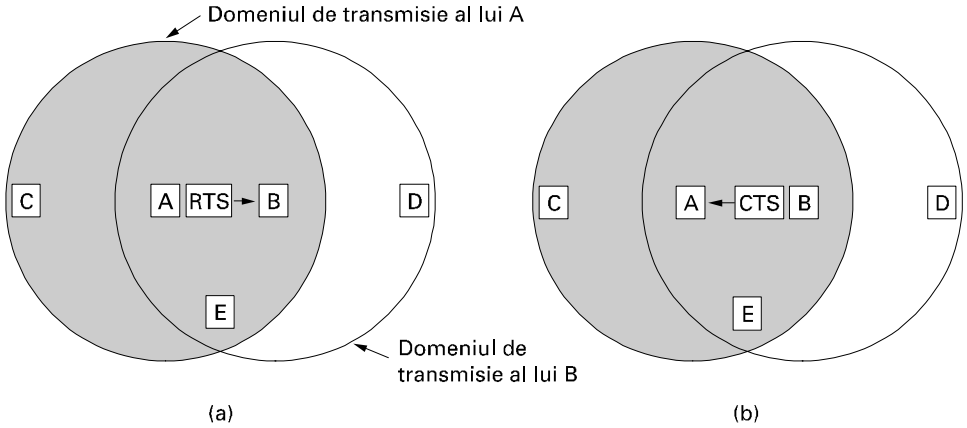


Fig. 4-12. Protocolul MACA. (a) *A* emite un RTS către B. (b) *B* îi răspunde lui A cu un CTS.

Să vedem acum modul în care *A* îi trimite un cadru lui *B*. *A* începe prin a emite un cadru RTS (Request To Send, rom: cerere de emisie) către *B*, ca în fig. 4-12(a). Acest scurt cadru (30 de octeți) conține lungimea cadrului de date care va urma. Apoi *B* răspunde cu un cadru CTS (Clear To Send, rom: aprobare transmisie), ca în fig. 4-12(b). Cadrul CTS conține lungimea datelor (copiată din cadrul RTS). La recepția cadrului CTS, *A* începe transmisia.

Să urmărim acum modul în care reacționează stațiile care recepționează vreunul din aceste cadre. Orice stație care aude RTS se află în mod cert în apropierea lui *A* și trebuie să tacă suficient de mult timp pentru ca să poată fi trimis un CTS înapoi la *A*, fără conflicte. Orice stație care recepționează CTS se află în mod cert în apropiere de *B* și trebuie să tacă în timpul transmisiei de date în curs, a cărei lungime o poate afla examinând cadrul CTS.

În fig. 4-12, *C* se află în domeniul lui *A*, însă nu în domeniul lui *B*. De aceea va auzi RTS de la *A*, dar nu și CTS de la *B*. Cât timp nu interferează cu CTS, ea este liberă să transmită în timp ce cadrul de date este emis. În schimb *D* este în domeniul lui *B*, dar nu și în cel al lui *A*. Nu aude RTS, dar aude CTS. Recepționând CTS, își va da seama că este aproape de o stație care este pe cale să primească un cadru, așa că se va abține de la a emite ceva până când, după calculele sale, acel cadru se va termina. Stația *E* aude ambele mesaje de control și, ca și *D*, trebuie să tacă până la terminarea cadrului de date.

În ciuda acestor precauții, încă mai pot apărea coliziuni. De exemplu, *B* și *C* ar putea transmite simultan cadre RTS către *A*. Ele vor intra în coliziune și se vor pierde. În eventualitatea unei coliziuni, un emițător care nu a avut succes (adică unul care nu aude un CTS în intervalul de timp prevăzut) va aștepta o perioadă de timp aleatorie și va încerca din nou. Algoritmul utilizat este cel de regresie exponențială binară, pe care îl vom studia când vom ajunge la LAN-ul IEEE 802.3.

Bazat pe studii de simulare a MACA, Bharghavan ș.a. (1994) au reușit până la urmă să îmbunătățească performanțele MACA și au redenumit noul lor protocol **MACAW**. La început, ei au observat că, fără confirmări ale nivelului legătură de date, cadrele pierdute nu erau retransmise până când, mult mai târziu, nivelul transport le observa absența. Au rezolvat această problemă introducând un cadru de confirmare ACK după fiecare cadru de date transmis cu succes. Tot ei au mai observat că CSMA are o oarecare utilitate, și anume să oprească o stație de la a transmite un RTS concomitent cu o altă stație apropiată care face același lucru către aceeași destinație, așa că a fost adăugată și detecția de purtătoare. În plus, ei au mai decis să execute algoritmul de regresie separat pentru fiecare flux de date (pereche sursă-destinație), iar nu pentru fiecare stație. Această schimbare îmbunătățește echitatea protocolului. În final, pentru a îmbunătăți performanțele sistemului, s-au mai adăugat: un mecanism ce permite stațiilor să schimbe informații despre congestia rețelei și o cale de a face ca algoritmul de regresie să reacționeze mai puțin violent la problemele temporare.

4.3 ETHERNET

Am terminat acum discuția noastră generală despre protocoalele de alocare a canalelor în teorie, deci este timpul să vedem cum se aplică aceste principii sistemelor reale – în particular, LAN-urilor. După cum am discutat în secțiunea 1.5.3, IEEE a standardizat un număr de rețele locale și metropolitane sub numele de IEEE 802. Câteva au supraviețuit, dar nu multe, după cum am văzut în fig. 1-38. Unii dintre cei care cred în reîncarnare se gândesc că Charles Darwin s-a întors ca membru al IEEE Standards Association pentru a elimina rețelele neadaptate. Cei mai importanți dintre supra-

viețuitori sunt: 802.3 (Ethernet) și 802.11 (LAN fără fir). În ceea ce privește 802.15 (Bluetooth) și 802.16 (MAN fără fir), este prea devreme pentru a ne pronunța. Vă sfătuim să consultați ediția a 5-a a acestei cărți ca să aflați. Atât 802.3 și 802.11 au niveluri fizice diferite și subniveluri MAC diferite, dar ele converg asupra aceluiași subnivel logic de control al conexiunii (LLC) (definit în 802.2), astfel încât au aceeași interfață cu nivelul de rețea.

Am introdus Ethernetul în Sec.1.5.3 și nu vom mai repeta aici aceleași informații. În continuare ne vom concentra asupra detaliilor tehnice ale Ethernetului, protocoalele și realizările recente în Ethernet-ul de mare viteză (gigabit). Din moment ce Ethernet și IEEE 802.3 sunt aproape identice, cu excepția a două detalii minore pe care le vom discuta în curând, mulți oameni folosesc termenii „Ethernet" și „IEEE 802.3" ca sinonime, astfel încât și noi vom face același lucru. Pentru mai multe informații despre Ethernet, vezi (Bradley și Riley, 1999; Seifert, 1998; Spurgeon, 2000).

4.3.1 Cablarea Ethernet

Întrucât numele „Ethernet" se referă la cablu (eterul), să pornim discuția noastră de aici. În mod obișnuit, sunt utilizate patru tipuri de cabluri, după cum se arată în fig. 4-13.

Nume	Cablu	Seg. maxim	Noduri / seg.	Avantaje
10Base5	coaxial gros	500 m	100	Cablul original, în prezent ieșit din uz
10Base2	coaxial subțire	185 m	30	Nu este nevoie de hub
10Base-T	perechi torsadate	100 m	1024	Cel mai ieftin sistem
10Base-F	Fibră optică	2000 m	1024	Cel mai bun între clădiri

Fig. 4-13. Cele mai obișnuite tipuri de cablare Ethernet.

Din punct de vedere istoric, cablul **10Base5**, numit popular și **Ethernet gros** (**thick Ethernet**), a fost primul. El se aseamănă cu un furtun galben de grădină cu semne la fiecare 2.5 metri pentru a arăta unde vin conectorii (Standardul 802.3 nu *impune* de fapt cabluri de culoare galbenă, dar *sugerează* acest lucru). Conexiunile cu el sunt făcute în general utilizând **conectori-vampir** (**vampire taps**), la care un pin este introdus cu *mare* grijă până în miezul cablului coaxial. Notația 10Base5 înseamnă că funcționează la 10 Mbps, utilizează semnalizare în banda de bază și poate suporta segmente de până la 500 metri. Primul număr reprezintă viteza în Mbps. Apoi urmează cuvântul „Base" (uneori „BASE") pentru a indica transmisia în banda de bază. Exista mai demult o variantă în banda largă, 10Broad36, dar nu s-a impus pe piață și a dispărut. În fine, dacă mediul de transmisie este cablul coaxial, lungimea sa apare rotunjită în unități de 100m după „Base".

Istoric vorbind, al doilea tip de cablu a fost **10Base2**, sau **Ethernet subțire** (**thin Ethernet**), care, spre deosebire de Ethernet gros „ca un furtun de grădină", se îndoaie ușor. Conexiunile cu el sunt făcute utilizând conectori standard industriali BNC pentru a forma joncțiuni în T, mai curând decât conectori-vampir. Aceștia sunt mai ușor de folosit și mai siguri. Ethernetul subțire este mult mai ieftin și mai ușor de instalat, dar el poate suporta lungimi ale cablului de maxim 185 de metri pe segment, fiecare segment putând trata numai 30 de calculatoare.

Detectarea întreruperilor de cablu, a conectorilor proști sau a conectorilor desprinși poate fi o problemă majoră pentru ambele medii de transmisie. Din acest motiv au fost dezvoltate tehnici care să le detecteze. În esență, în cablu este injectat un impuls cu o formă cunoscută. Dacă impulsul întâlnește un obstacol sau ajunge la capătul cablului, va fi generat un ecou care este trimis înapoi. Măsurând cu grijă timpul scurs între emiterea impulsului și recepționarea ecoului, este posibilă

localizarea originii ecoului. Această tehnică este numită **reflectometrie în domeniul timp** (**time domain reflectometry**).

Problemele asociate cu găsirea întreruperilor de cablu au condus sistemele către un alt tip de model de cablare, în care toate stațiile au un cablu care duce la un **concentrator** (**hub**). De obicei, aceste fire sunt perechi torsadate ale companiei de telefoane, deoarece majoritatea clădirilor cu birouri sunt deja cablate în acest fel și, în mod normal, există o mulțime de perechi disponibile. Această strategie se numește **10Base-T**. Concentratorii nu pot ține într-o memorie tampon traficul pe care îl transferă. Vom discuta mai târziu în acest capitol o versiune îmbunătățită a acestei idei (comutatoarele), care au mecanisme de păstrare a traficului primit într-o memorie tampon.

Aceste trei strategii de cablare sunt ilustrate în fig. 4-14. Pentru 10Base5, în jurul cablului este prins strâns un **transiver** (**transceiver**), astfel încât conectorul său face contact cu miezul cablului. Transiverul conține partea de electronică care se ocupă cu detecția purtătoarei și cu detecția coliziunilor. Atunci când este detectată o coliziune, transiverul trimite pe cablu un semnal nepermis special, pentru a se asigura că și celelalte transivere își dau seama că s-a produs o coliziune.

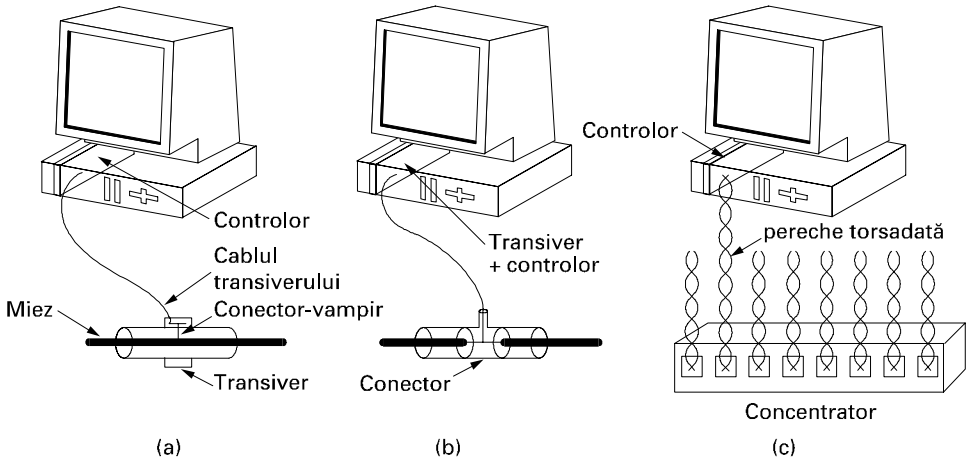


Fig. 4-14. Trei tipuri de cablare 802.3. (a) 10Base5. (b) 10Base2. (c)10Base-T.

La 10Base5, un **cablu de transiver** (**transceiver cable**) conectează transiverul cu o placă de interfață din calculator. Cablul transiverului poate avea până la 50 de metri lungime și conține cinci perechi torsadate izolate individual. Două dintre perechi sunt pentru datele de intrare și respectiv datele de ieșire. Alte două sunt pentru semnalele de control de intrare și de ieșire. A cincea pereche, care nu este întotdeauna folosită, permite calculatorului să alimenteze electronica transiverului. Pentru a reduce numărul de transivere necesare, unele transivere permit să le fie atașate până la opt calculatoare învecinate.

Cablul transiverului se termină la placa de interfață din interiorul calculatorului. Placa de interfață conține un cip controlor care transmite cadre către transiver și recepționează cadre de la acesta. Controlorul este responsabil cu asamblarea datelor în formatul de cadru corespunzător, precum și cu calculul sumelor de control pentru cadrele trimise și verificarea lor pentru cadrele primite. Unele cipuri controlor gestionează și un set de zone tampon pentru cadrele primite, o coadă de zone tampon pentru transmisie, transferurile DMA cu calculatoarele gazdă și alte aspecte legate de administrarea rețelei.

La 10Base2, conexiunea cu cablul se face printr-un conector BNC pasiv cu joncțiune în T. Electronica transiverului este pe placa controlorului și fiecare stație are întotdeauna propriul transiver.

La 10Base-T, nu există nici un cablu, ci doar un concentrator - o cutie plină de electronică. Adăugarea sau îndepărtarea unei stații este mai simplă în această configurație, iar întreruperile cablului pot fi detectate ușor. Dezavantajul lui 10base-T este acela că dimensiunea maximă a cablului care pleacă de la concentrator este de numai 100 de metri, poate chiar 150 de metri, dacă sunt folosite perechi torsadate de foarte bună calitate (categoria 5). De asemenea, un concentrator mare costă mii de dolari. Totuși, 10Base-T devine tot mai popular datorită ușurinței de întreținere. O versiune mai rapidă de 10Base-T (100Base-T) va fi discutată mai târziu în acest capitol.

A patra opțiune de cablare pentru 802.3 este **10Base-F**, care folosește fibre optice. Această alternativă este scumpă datorită costului conectorilor și a terminatorilor, dar are o imunitate excelentă la zgomot și este metoda care este aleasă atunci când transmisia se face între clădiri sau concentratoare aflate la distanțe mari. Sunt permise distante de kilometri. Oferă de asemenea o securitate bună, deoarece interceptarea traficului de pe o fibră de sticlă este mult mai dificil decât ascultarea traficului pe cablul de cupru.

Fig. 4-15 arată diferite moduri de cablare a unei clădiri. În fig. 4-15(a), un singur cablu este șerpuit din cameră în cameră, fiecare stație fiind conectată direct la el în punctul cel mai apropiat. În fig. 4-15(b), o coloană verticală suie de la parter până la acoperiș, cu cabluri orizontale conectate direct la ea la fiecare etaj prin amplificatoare speciale (repetoare). În unele clădiri, cablurile orizontale sunt subțiri, iar coloana este groasă. Cea mai generală topologie este cea de arbore, ca în fig. 4-15(c), deoarece o rețea cu două căi între unele perechi de stații poate suferi din cauza interferenței dintre cele două semnale.

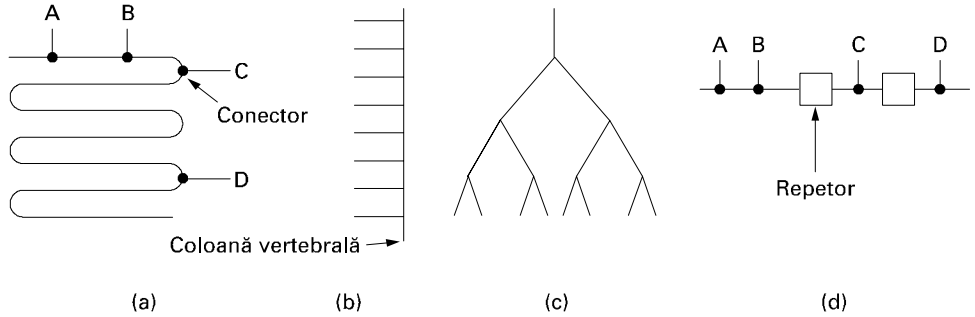


Fig. 4-15. Topologii de cablu. (a) Liniar. (b) Coloană. (c) Arbore. (d) Segmentat.

Fiecare versiune de 802.3 are o lungime maxim admisă de cablu pe segment. Pentru a permite rețele mai mari, mai multe cabluri pot fi conectate prin **repetoare** (**repeaters**), așa cum se arată în fig. 4-15(d). Un repetor este un dispozitiv de nivel fizic. El recepționează, amplifică și retransmite semnale în ambele direcții. În ceea ce privește programarea, o serie de segmente de cablu conectate prin repetoare nu prezintă nici o diferență față de un singur cablu (cu excepția unei oarecare întârzieri introduse de repetoare). Un sistem poate conține segmente de cablu multiple și repetoare multiple, dar două transivere nu pot fi la o distanță mai mare de 2,5 km și nici o cale între oricare două transivere nu poate traversa mai mult de 4 repetoare.

4.3.2 Codificarea Manchester

Nici una din versiunile lui 802.3 nu folosește o codificare binară directă, cu 0 volți pentru un bit 0 și 5 volți pentru un bit 1, deoarece aceasta conduce la ambiguități. Dacă o stație trimite șirul de biți 00010000, altele l-ar putea interpreta fals ca 10000000 sau 01000000 întrucât nu pot distinge diferența între un emițător inactiv (0 volți) și un bit 0 (0 volți). Această problemă poate fi rezolvată prin utilizarea valorilor +1V pentru 1 și –1V pentru 0. Totuși, această soluție nu rezolvă problema receptorului care va eșantiona semnalul cu o frecvență ușor diferită de cea pe care emițătorul o folosește ca să-l genereze. Ceasurile diferite pot duce la o desincronizare între emițător și receptor în ceea ce privește granițele biților, în special după un șir lung de 0 consecutivi sau de 1 consecutivi.

Ceea ce le trebuie receptorilor este un mijloc de a determina fără dubii începutul, sfârșitul și jumătatea fiecărui bit fără ajutorul unui ceas extern. Două astfel de abordări se numesc **codificarea Manchester** (**Manchester encoding**) și **codificarea Manchester diferențială** (**differential Manchester encoding**). În cazul codificării Manchester, fiecare perioadă a unui bit este împărțită în două intervale egale. Un bit 1 este trimis stabilind un voltaj ridicat în timpul primului interval și scăzut în cel de-al doilea. Un 0 binar este trimis exact invers: întâi nivelul scăzut iar apoi cel ridicat. Această strategie asigură că fiecare perioadă a unui bit are o tranziție la mijloc, ușurând sincronizarea între emițător și receptor. Un dezavantaj al codificării Manchester este acela că necesită o lărgime de bandă dublă față de codificarea binară directă, deoarece impulsurile au durata pe jumătate. Codificarea Manchester este prezentată în fig. 4-16(b).

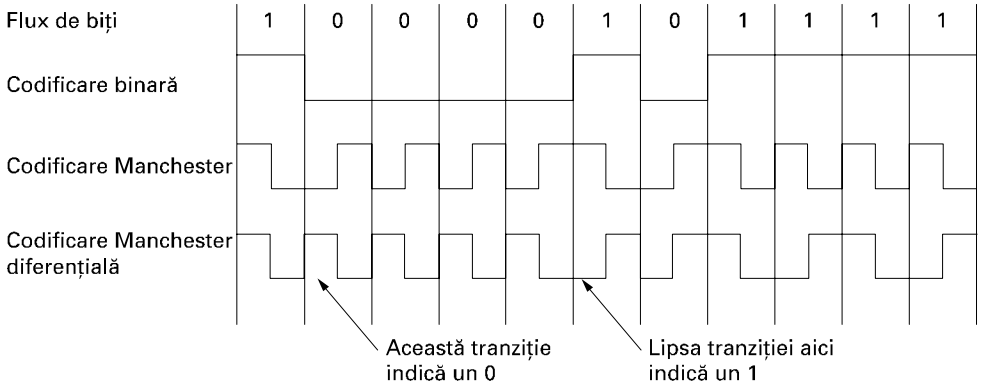


Fig. 4-16. (a) Codificare binară. (b) Codificare Manchester. (c) Codificare Manchester diferențială.

Codificarea Manchester diferențială, prezentată în fig. 4-16(c), este o variantă a codificării Manchester clasice. În aceasta, un bit 1 este indicat prin absența tranziției la începutul unui interval. Un bit 0 este indicat prin prezența unei tranziții la începutul intervalului. În ambele cazuri, există și o tranziție la mijloc. Strategia diferențială necesită un echipament mai complex, dar oferă o mai bună imunitate la zgomot. Toate sistemele 802.3 în banda de bază folosesc codificarea Manchester datorită simplității sale. Semnalul înalt este de +0.85 volți iar semnalul scăzut este de -0.85 volți, dând o valoare în curent continuu de 0 volți. Ethernet nu folosește codificarea Manchester diferențială, dar alte LAN-uri (de exemplu: 802.5 - LAN-urile de tip jeton pe inel) o folosesc.

4.3.3 Protocolul subnivelului MAC Ethernet

Structura cadrului original DIX (DEC, Intel, Xerox) este prezentată în fig. 4-17(a). Fiecare cadru începe cu un *Preambul* (Preamble) de 8 octeți, fiecare octet conținând șablonul de biți 10101010. Codificarea Manchester a acestui șablon furnizează o undă dreptunghiulară de 10 MHz timp de 6.4 μs pentru a permite ceasului receptorului să se sincronizeze cu cel al emițătorului. Ceasurile trebuie să rămână sincronizate pe durata cadrului, folosind codificarea Manchester pentru a detecta granițele biților.

Cadrul conține două adrese, una pentru destinație și una pentru sursă. Standardul permite adrese pe 2 și pe 6 octeți, dar parametrii definiți pentru standardul în banda de bază de 10 Mbps folosesc numai adrese pe 6 octeți. Bitul cel mai semnificativ al adresei destinație este 0 pentru adresele obișnuite și 1 pentru adresele de grup. Adresele de grup permit mai multor stații să asculte de la o singură adresă. Când un cadru este trimis la o adresă de grup, toate stațiile din grup îl recepționează. Trimiterea către un grup de stații este numită **multicast** (**trimitere multiplă**). Adresa având toți biții 1 este rezervată pentru **broadcast** (**difuzare**). Un cadru conținând numai biți de 1 în câmpul destinație este distribuit tuturor stațiilor din rețea. Diferența dintre trimitere multiplă și difuzare este suficient de importantă ca să merite a fi repetată: un cadru de trimitere multiplă este trimis unui grup de stații selectate pe Ethernet; un cadru de difuzare este trimis tuturor stațiilor de pe Ethernet. Deci, trimiterea multiplă este mai selectivă, dar implică gestiunea grupurilor. Difuzarea este mai imprecisă dar nu necesită nici un fel de gestiune de grup.

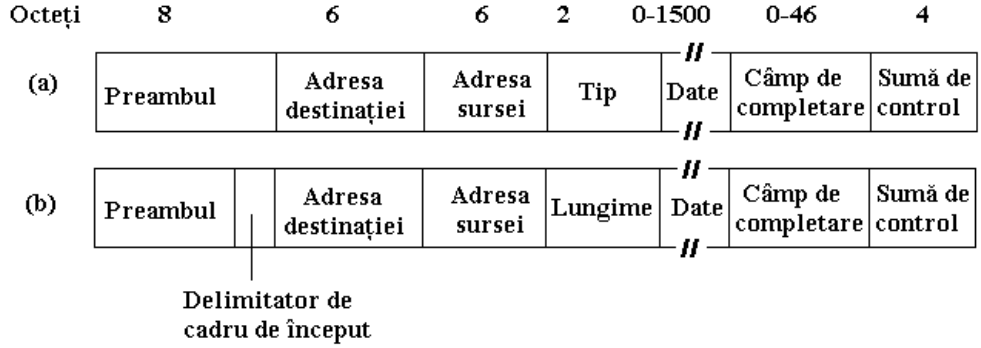


Fig. 4-17. Formatul cadrelor. (a) DIX Ethernet. (b) IEEE 802.3.

O altă trăsătură interesantă a adresării este utilizarea bitului 46 (vecin cu cel mai semnificativ bit) pentru a distinge adresele locale de cele globale. Adresele locale sunt stabilite de fiecare administrator de rețea și nu au semnificație în afara rețelei locale. În schimb, adresele globale sunt asignate de IEEE pentru a se asigura că oricare două stații din lume nu au aceeași adresă globală. Cu 48 - 2 = 46 biți disponibili, există aproximativ 7×10^{13} adrese globale. Ideea este că orice stație poate adresa în mod unic orice altă stație specificând numai numărul corect pe 48 de biți. Este sarcina nivelului rețea să-și dea seama cum să localizeze destinatarul.

În continuare urmează câmpul „Tip” (Type), care îi spune receptorului ce să facă cu cadrul. Numeroase protocoale de nivel rețea pot fi folosite simultan pe aceeași mașină, astfel încât, atunci când un cadru Ethernet ajunge, nucleul trebuie să știe cui să-i trimită cadrul. Câmpul „Tip” specifică procesul căruia îi este destinat cadrul.

Apoi urmează datele, până la 1500 de octeți. Această limită a fost aleasă oarecum arbitrar la momentul în care standardul DIX a fost solidificat, în special din cauza considerației că un transiver are nevoie de suficient RAM ca să conțină un cadru întreg și RAM era scumpă în 1978. O valoare mai mare pentru această limită ar fi însemnat mai mult RAM, deci un transiver mai scump.

În afară de faptul că există o lungime maximă a cadrelor, există și o lungime minimă a cadrelor. Deși un câmp de date de 0 octeți este uneori util, el poate duce la o situație problemă. Când un transiver detectează o coliziune, el trunchiază cadrul curent, ceea ce înseamnă că fragmente răzlețe de cadre și biți rătăciți apar mereu pe cablu. Pentru a facilita distingerea cadrelor valide de reziduuri, Ethernet cere ca toate cadrele valide să aibă cel puțin 64 de octeți, incluzând adresa destinației și suma de control. Dacă porțiunea de date dintr-un cadru este mai mică de 46 de octeți, se folosește câmpul de completare pentru a se ajunge la lungimea minimă necesară.

Un alt motiv (și mai important) de a avea o lungime minimă a cadrului este de a preveni situația în care o stație termină transmisia unui cadru scurt înainte ca primul bit să ajungă la capătul cel mai îndepărtat al cablului, unde poate intra în coliziune cu un alt cadru. Această problemă este ilustrată în fig. 4-18. La momentul 0, stația *A*, aflată la un capăt al rețelei, expediază un cadru. Să notăm cu τ timpul de propagare al cadrului până la celălalt capăt. Exact înainte de sosirea cadrului la celălalt capăt (adică la momentul $\tau - \varepsilon$), cea mai îndepărtată stație față de *A*, stația *B*, începe să transmită. Când *B* observă că primește mai multă putere decât emite, știe că a apărut o coliziune, prin urmare abandonează transmisia și generează o rafală de 48 de biți de zgomot pentru a avertiza toate celelalte stații. Aproximativ la momentul 2τ, emițătorul observă apariția zgomotului și își abandonează la rândul său transmisia. Apoi așteaptă un timp aleatoriu înainte de a încerca din nou.

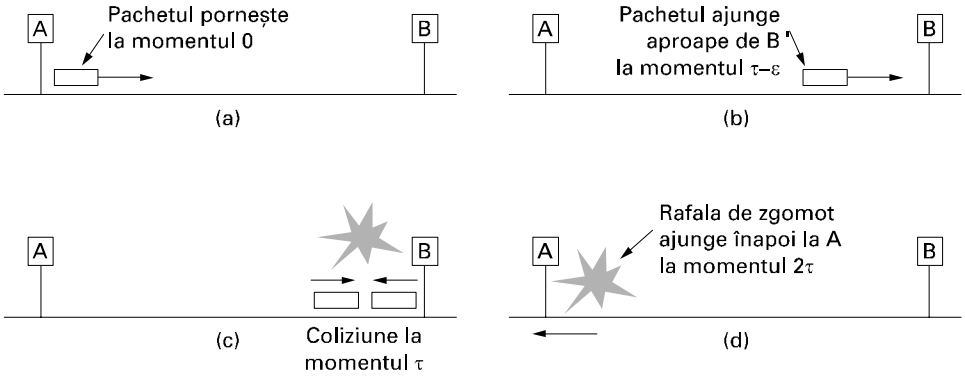


Fig. 4-18. Detectarea coliziunii poate dura 2τ.

Dacă o stație încearcă să transmită un cadru foarte scurt, este posibil să apară o coliziune, dar transmisia se termină înainte ca zgomotul produs să se întoarcă la momentul 2τ. Emițătorul va ajunge incorect la concluzia că transmisia cadrului s-a încheiat cu succes. Pentru a preveni apariția acestei situații, transmisia fiecărui cadru trebuie să ia mai mult de 2τ. Pentru un LAN la 10 Mbps cu o lungime maximă de 2500 metri și patru repetoare (conform specificației 802.3), durata unei călătorii dus-întors (incluzând și timpul necesar propagării prin cele 4 repetoare) a fost calculată la aproximativ 50 μs în cel mai defavorabil caz – inclusiv timpul trecerii prin repetoare, care în mod sigur nu este zero. Prin urmare, transmisia unui cadru minim trebuie să dureze cel puțin 50 μs pentru a se transmite. La 10 Mbps, un bit durează 100 ns, astfel încât cel mai mic cadru trebuie să aibă 500 de biți pentru o funcționare garantată. Pentru a adăuga un oarecare spațiu de siguranță, acest număr a fost

mărit la 512 biți, adică 64 de octeți. Cadrele cu mai puțin de 64 de octeți utili sunt completate până la 64 de octeți folosind câmpul de completare.

Pe măsură ce viteza rețelelor crește, lungimea minimă a cadrului trebuie să crească sau lungimea maximă a cablului trebuie să scadă proporțional. Pentru un LAN de 2500 de metri operând la 1 Gbps, dimensiunea minimă a cadrului ar trebui să fie de 6400 de octeți. Alternativ, dimensiunea minimă a cadrului ar putea fi de 640 octeți, iar distanța maximă între două stații de 250 de metri. Aceste restricții devin din ce în ce mai neplăcute pe măsură ce ne îndreptăm spre rețele cu viteze de ordinul gigabiților.

Ultimul câmp la 802.3 este *Suma de control* (*Checksum*). Aceasta este de fapt un cod de dispersie pe 32 de biți (32-bit hash-code) a datelor. Dacă anumiți biți de date sunt recepționați eronat (datorită zgomotului de pe cablu), suma de control va fi aproape sigur greșită și va fi detectată o eroare. Algoritmul sumei de control este un control cu redundanță ciclică de tipul celui discutat în cap. 3. El realizează doar detectarea erorilor și nu are legătură cu corectarea lor.

Când IEEE a standardizat Ethernetul, comitetul a decis două schimbări la formatul DIX, după cum se vede în fig. 4-17(b). Prima a fost reducerea preambulului la 7 octeți, folosind ultimul octet ca un delimitator de cadru inițial („Start of Frame") pentru compatibilizarea cu 802.4 și 802.5. A doua schimbare a constat în transformarea câmpului „tip" într-un câmp „lungime". Desigur, acum receptorul nu mai știa ce să facă cu un cadru care sosea, dar această problemă a fost rezolvată prin adăugarea unui mic antet porțiunii de date, pentru a oferi această informație. Vom discuta formatul porțiunii de date când ajungem la controlul legăturilor logice, mai târziu în acest capitol.

Din păcate, la momentul publicării lui 802.3, se utilizau deja dispozitive hardware și aplicații software pentru DIX Ethernet, astfel încât producătorii și utilizatorii nu prea erau entuziaști să convertească câmpul „tip" în câmpul „lungime". În 1997 IEEE a capitulat și a declarat că ambele standarde erau acceptabile. Din fericire, toate câmpurile „tip" folosite înainte de 1997 erau mai mari de 1500. Prin urmare, orice număr s-ar afla în acea poziție care este mai mic sau egal cu 1500 poate fi interpretat ca „lungime", iar orice număr mai mare decât 1500 poate fi interpretat ca „tip". Acum IEEE poate susține că fiecare îi folosește standardul și toată lumea poate să își vadă de treabă făcând ce făceau și înainte, fără să aibă remușcări.

4.3.4 Algoritmul de regresie exponențială binară

Să vedem acum algoritmul prin care se generează timpii aleatorii atunci când apare o coliziune. Modelul este cel din fig. 4-5. După o coliziune, timpul este împărțit în intervale discrete, a căror lungime este egală cu timpul de propagare dus-întors prin mediu în cazul cel mai defavorabil (2τ). Pentru a se potrivi cu cea mai lungă cale permisă de 802.3 (2.5 km și patru repetoare), mărimea cuantei a fost fixată la 512 intervale de bit, adică 51.2 μs – după cum a fost menționat anterior.

După prima coliziune, fiecare stație așteaptă fie 0, fie 1 cuante înainte să încerce din nou. Dacă două stații intră în coliziune și fiecare alege același număr aleatoriu, vor intra din nou în coliziune. După a doua coliziune, fiecare așteaptă la întâmplare 0, 1, 2 sau 3 cuante. Dacă se produce o a treia coliziune (probabilitatea este de 0.25), atunci, data viitoare, numărul de cuante așteptate va fi ales aleatoriu din intervalul de la 0 la $2^3 - 1$.

În general, după *i* coliziuni, se așteaptă un număr aleatoriu de cuante între 0 și $2^i - 1$. Oricum, după un număr de 10 coliziuni, intervalul de așteptare este înghețat la un maxim de 1023 de cuante.

După 16 coliziuni, controlorul aruncă prosopul* și raportează eșec calculatorului. Recuperarea ulterioară din situația de eroare cade în sarcina nivelurilor superioare.

Acest algoritm, numit **algoritmul de regresie exponențială binară** (**binary exponential backoff algorithm**), a fost conceput să se poată adapta dinamic la numărul stațiilor care încearcă să transmită. Dacă intervalul de generare aleatorie a fost pentru toate coliziunile 1023, șansa ca 2 stații să intre în coliziune pentru a doua oară este neglijabilă, dar timpul mediu de așteptare după o coliziune ar fi de sute de cuante, introducând o întârziere semnificativă. Pe de altă parte, dacă fiecare stație așteaptă mereu sau zero sau o cuantă, atunci dacă 100 de stații ar încerca să transmită deodată, ele ar intra în coliziune iar și iar, până când 99 dintre ele aleg 0 și una 1 sau invers. Aceasta ar putea dura ani de zile. Lăsând intervalul de generare aleatorie să crească exponențial pe măsură ce apar tot mai multe coliziuni, algoritmul asigură o întârziere minimă când se ciocnesc numai câteva stații, dar garantează de asemenea că ciocnirea este rezolvată într-un interval rezonabil atunci când este vorba de mai multe stații. Limitarea intervalului la 1023 de cuante previne creșterea peste măsura a întârzierilor.

Așa cum am arătat până acum, CSMA/CD nu oferă confirmări. Cum simpla absență a coliziunilor nu garantează că biții nu au fost modificați de zgomotul de pe cablu, pentru o comunicație sigură, destinația trebuie să verifice suma de control și, dacă este corectă, să trimită înapoi către sursă un cadru de confirmare. În mod normal, din punct de vedere al protocolului, această confirmare ar fi doar un alt cadru de date și ar trebui să lupte pentru timp de canal, ca orice cadru de date. Totuși, cu o simplă modificare a algoritmului de tratare a conflictelor s-ar permite o confirmare rapidă a recepționării cadrului (Tokoro și Tamaru, 1977): prima cuantă de conflict care urmează unei transmisii cu succes ar trebui rezervată pentru stația destinație. Din nefericire, standardul nu oferă această posibilitate.

4.3.5 Performanțele Ethernet-ului

Să examinăm pe scurt performanțele standardului 802.3 în condiții de încărcare mare și constantă, dată de k stații gata mereu să transmită. O analiză riguroasă a algoritmului de regresie exponențială binară ar fi complicată. În schimb vom proceda ca Metcalfe și Boggs (1976) și vom presupune o probabilitate de retransmisie constantă pentru fiecare cuantă. Dacă fiecare stație transmite în timpul unei cuante de conflict cu probabilitatea p, probabilitatea A ca o stație să primească canalul în această cuantă este:

$$A = kp(1 - p)^{k-1}$$

A este maxim când $p = 1/k$, și $A \to 1/e$ atunci când $k \to \infty$. Probabilitatea ca intervalul de conflict să aibă exact j cuante este $A\ (1 - A)^{j-1}$, astfel că numărul mediu de cuante pe conflict este dat de:

$$\sum_{j=0}^{\infty} jA(1 - A)^{j-1} = \frac{1}{A}$$

Întrucât fiecare cuantă durează 2τ, intervalul de conflict mediu, w, este $2\tau/A$. Presupunând p optim, numărul mediu de cuante de conflict nu este niciodată mai mare decât e, deci w este cel mult $2\tau e \approx 5.4\tau$.

* Așa procedează antrenorul unui boxer când hotărăște ca acesta să abandoneze lupta.

Dacă pentru a transmite un cadru de lungime medie sunt necesare P secunde, atunci când multe stații au cadre de transmis se obține:

$$\text{Eficiența canalului} = \frac{P}{P + 2\tau / A} \tag{4-6}$$

Aici vedem cum lungimea maximă a cablului dintre oricare două stații influențează calculul performanțelor, sugerând și alte topologii decât cea din fig. 4-15(a). Cu cât cablul este mai lung, cu atât intervalul de conflict este mai lung. Acesta este motivul pentru care standardul Ethernet specifică o lungime maximă a cablului.

Este instructiv să formulăm ecuația (4-6) și în termeni de lungime de cadru F, lărgime de bandă a rețelei B, lungime a cablului L și viteză de propagare a semnalului c, pentru cazul optim cu e cuante de conflict pe cadru. Cu $P = F/B$, ecuația (4-6) devine:

$$\text{Eficiența canalului} = \frac{1}{1 + 2BLe / cF} \tag{4-7}$$

Atunci când al doilea termen al numitorului este mare, eficiența rețelei va fi mică. Mai precis, creșterea lărgimii de bandă sau a distanței (produsul BL) reduce eficiența pentru o lungime dată a cadrului. Din nefericire, o mare parte din cercetarea în domeniul hardware-ului de rețea a țintit exact creșterea acestui produs. Oamenii doresc lărgime de bandă mare pe distanțe lungi (de exemplu, MAN-urile cu fibră optică), ceea ce sugerează că Ethernetul implementat în acest fel poate să nu fie cel mai bun sistem pentru aceste aplicații. Vom vedea alte modalități de a implementa Ethernet când ajungem la Ethernetul comutat mai târziu în acest capitol.

În fig. 4-19 este trasată eficiența canalului în funcție de numărul stațiilor gata de transmisie, pentru 2τ=51.2 μs și o rată de transmisie a datelor de 10 Mbps, folosind ecuația (4-7). Cu o mărime a cuantei de 64 de octeți, nu este surprinzător faptul că nu sunt eficiente cadrele de 64 de octeți. Pe de altă parte, cu cadre de 1024 de octeți și o valoare asimptotică de e cuante de 64 de octeți pe interval de conflict, perioada de conflict este de 174 de octeți, iar eficiența este 0.85.

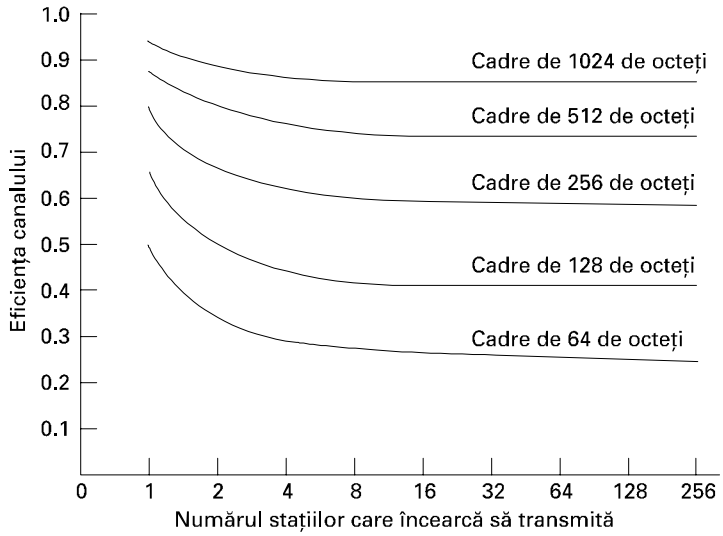


Fig. 4-19. Eficiența 802.3 la 10 Mbps cu dimensiunea cuantelor de 512 biți.

Pentru a determina numărul mediu de stații gata de transmisie în condițiile unei încărcări mari, putem să ne folosim de următoarea observație (brută). Fiecare cadru acaparează canalul pentru o perioadă de conflict și un interval de transmisie a unui cadru, totalizând un timp de $P + w$ secunde. Prin urmare, numărul de cadre pe secundă este $1/(P + w)$. Dacă fiecare stație generează cadre cu o rată medie de λ cadre/sec, atunci când sistemul este în starea k*, rata totală de intrare combinată a tuturor stațiilor neblocate este de $k\lambda$ cadre/sec. Deoarece la echilibru ratele de intrare și de ieșire trebuie să fie identice, putem egala aceste două expresii și putem rezolva pentru k (nu uitați că w este funcție de k). O analiză mai sofisticată este dată în (Bertsekas și Gallager,1992).

Probabil că merită să menționăm că s-au realizat numeroase analize teoretice ale performanțelor pentru Ethernet (și pentru alte rețele). De fapt, toată această muncă a presupus că traficul este de tip Poisson. Pe măsură ce cercetătorii au început să se uite la datele reale, s-a descoperit că traficul în rețea este rareori Poisson, în schimb este autosimilar (Paxson și Floyd,1994; și Willinger ș.a., 1995). Aceasta înseamnă că nici prin calcularea valorilor medii pe perioade lungi de timp nu se obține o netezire a traficului. Altfel spus, numărul mediu de pachete în fiecare minut al unei ore variază la fel de mult ca și numărul mediu de pachete în fiecare secundă a unui minut. Consecința acestei descoperiri este că majoritatea modelelor de trafic în rețea nu se aplică lumii reale și ar trebui luate cu un pic (sau, mai bine, cu o tonă) de sare!

4.3.6 Ethernetul comutat

Pe măsură ce la Ethernet sunt adăugate tot mai multe stații, traficul va crește. În cele din urmă, LAN-ul se va satura. O cale de ieșire din această situație este mărirea vitezei, să zicem, de la 10 Mbps la 100 Mbps. Dar, odată cu creșterea în importanță a aplicațiilor multimedia, chiar un Ethernet de 100 Mbps sau 1-Gbps poate deveni saturat.

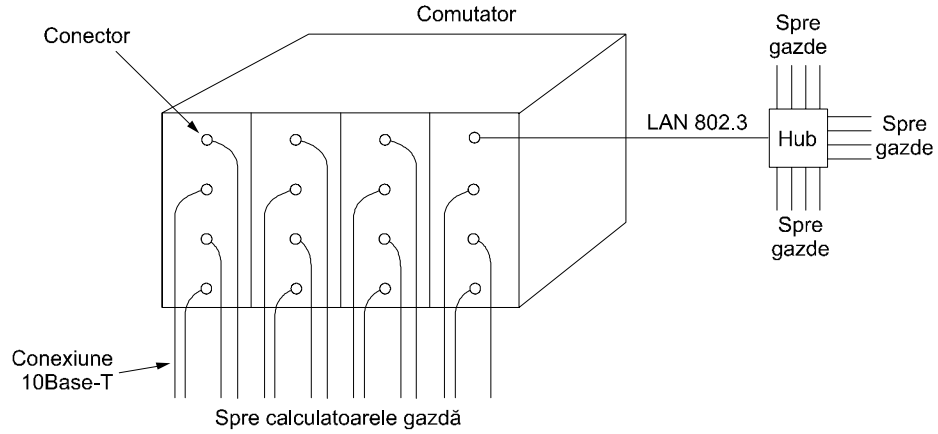


Fig. 4-20. Un LAN 802.3 comutat.

Din fericire, este posibilă o soluție diferită, mai puțin drastică: un Ethernet comutat ca cel din fig. 4-20. Inima acestui sistem este un comutator care conține o placă de bază (similară unui fund de sertar – backplane) de mare viteză și, în general, loc pentru 4 până la 32 de plăci de rețea plug-in,

* k stații gata de transmisie

fiecare având între 1 și 8 conectori. Cel mai des, fiecare conector are o conexiune prin perechi torsadate de tip 10Base-T cu un singur calculator gazdă.

Atunci când o stație dorește să transmită un cadru 802.3, trimite un cadru standard către comutator. Placa plug-in care primește cadrul verifică dacă el este destinat pentru una din celelalte stații conectate la aceeași placă. Dacă da, cadrul este copiat acolo. Dacă nu, cadrul este trimis prin placa de bază a comutatorului (backplane) către placa stației destinație. Placa de bază a comutatorului rulează în mod obișnuit la peste 1 Gbps folosind protocolul proprietar.

Ce se întâmplă dacă două calculatoare legate la aceeași placă plug-in transmit cadre în același timp? Depinde de cum a fost construită placa. O posibilitate este ca toate porturile de pe placă să fie legate împreună pentru a forma un LAN local pe placă. Coliziunile din acest LAN pe placă vor fi detectate și tratate la fel ca orice altă coliziune dintr-o rețea CSMA/CD - cu retransmisii utilizând algoritmul de regresie binară. Cu acest tip de placă plug-in este posibilă o singură transmisie pe placă la un moment dat, dar toate plăcile pot transmite în paralel. Astfel concepute, fiecare dintre plăci își formează propriul **domeniu de coliziune** (**collision domain**), independent de celelalte.

La celălalt tip de placă plug-in, fiecare port de intrare utilizează un registru tampon, astfel încât cadrele care vin sunt stocate în memoria RAM inclusă în placă, pe măsură ce sosesc. Această concepție permite tuturor porturilor de intrare să recepționeze (și să transmită) cadre în același timp, pentru operare duplex integral (full duplex), în paralel. Odată ce un cadru a fost recepționat în întregime, placa poate verifica dacă el este destinat pentru un alt port de pe aceeași placă, sau pentru un port aflat la distanță. În primul caz, el poate fi transmis direct la destinație. În cel de-al doilea, el trebuie transmis prin placa de bază a comutatorului către placa corespunzătoare. În acest mod, fiecare port este un domeniu de coliziune separat, deci nu se mai produc coliziuni. Adesea, productivitatea întregului sistem poate fi îmbunătățită astfel cu un ordin de mărime față de 10Base-5, care are un singur domeniu de coliziune pentru întreg sistemul.

Întrucât comutatorul stă și așteaptă cadre standard Ethernet pe fiecare port de intrare, putem folosi unele porturi drept concentratori. În fig. 4-20, portul din colțul din dreapta sus este conectat nu la o singură stație, ci la un concentrator cu 12 porturi. Pe măsură ce cadrele sosesc la concentrator, ele concurează pentru canale în mod obișnuit, cu apariție de coliziuni și algoritm de regresie binară. Cadrele transmise cu succes ajung la comutator, unde sunt tratate ca orice cadru de intrare: sunt îndreptate către linia de ieșire corectă prin placa de bază de viteză mare. Concentratoarele sunt mai ieftine decât comutatoarele, dar, datorită prețurilor în scădere ale comutatoarelor, ele ies treptat din uz. Totuși, mai există concentratoare rămase moștenire.

4.3.7 Ethernet-ul rapid

La început, 10 Mbps păreau raiul pe pământ, la fel cum modemurile 1200-bps păreau divine utilizatorilor modemurilor acustice de 300 bps. Totuși, noutatea s-a uzat rapid. Ca un fel de corolar al Legii lui Parkinson („Munca se dilată astfel încât să ocupe tot timpul aflat la dispoziție"), se părea că datele se dilată pentru a umple lărgimea de bandă disponibilă. Pentru a crește viteza, diverse grupuri industriale au propus două noi LAN-uri optice bazate pe două inele. Una era numită FDDI (Fiber Distributed Data Interface, rom: Interfață de Date Distribuită pe Fibră), cealaltă se numea canal de fibră (Fibre Channel[+]). Pentru a scurta o poveste lungă, amândouă au fost folosite ca și rețele de coloană vertebrală și nici una nu a reușit să ajungă în birourile utilizatorilor finali. În ambele cazuri ma-

[+] Este denumit „fibre channel" și nu „fiber channel"; autorul documentului era englez

nagementul stațiilor era prea complicat, ceea ce ducea la cip-uri complexe și prețuri ridicate. Lecția care trebuia învățată de aici era KISS (Keep it simple, Stupid, rom: Lasă lucrurile simple, prostule).

În orice caz, eșecul LAN-urilor optice în a se impune pe piață a lăsat un gol în care au înflorit o varietate de Ethernet-uri la viteze de peste 10 Mbps. Multe instalații aveau nevoie de mai multă lărgime de bandă și prin urmare aveau numeroase LAN-uri de 10 Mbps conectate printr-un labirint de repetoare, punți, rutere și porți, deși administratorilor de rețea li se părea mai degrabă că erau conectate cu gumă de mestecat și resturi de sârmă.

În acest mediu IEEE a reconvocat comitetul 802.3 în 1992 cu instrucțiuni de a produce un LAN mai rapid. O propunere a fost aceea de a păstra 802.3 exact cum era, dar să-l facă să meargă mai repede. O altă propunere era să-l refacă total astfel încât să îi ofere o mulțime de noi proprietăți, cum ar fi trafic în timp real și voce digitizată, dar să păstreze vechiul nume (din rațiuni de marketing). După ceva confruntări, comitetul a decis să păstreze 802.3 așa cum era, dar să-l facă mai rapid. Cei care susținuseră propunerea înfrântă au făcut ceea ce orice indivizi din industria de calculatoare ar fi făcut în aceste circumstanțe – s-au detașat și au format propriul lor comitet care a standardizat LAN-ul (în ceea ce va fi versiunea 802.12). Încercarea lor a eșuat lamentabil.

Comitetul 802.3 a decis să continue cu un Ethernet ameliorat din trei motive principale:

1. Nevoia de a fi compatibil retroactiv cu LAN-urile Ethernet existente;
2. Teama că un nou protocol ar putea avea consecințe negative neprevăzute;
3. Dorința de a termina treaba înainte ca tehnologia să se schimbe.

Munca a fost făcută rapid (după standardele comitetului), iar rezultatul, 802.3u, a fost aprobat oficial de IEEE în iunie 1995. Din punct de vedere tehnic, 802.3u nu este un standard nou, ci o adăugire la standardul 802.3 existent (pentru a accentua compatibilitatea cu versiunile anterioare). Din moment ce toată lumea îl denumește **Ethernet rapid** (**Fast Ethernet**), în loc de 802.3u, îl vom denumi și noi la fel.

Ideea de bază din spatele Ethernetului rapid era simplă: păstrează vechile formate de cadre, interfețele și regulile procedurale, dar reduce durata bitului de la 100 ns la 10 ns. Din punct de vedere tehnic, ar fi fost posibil să copieze fie 10Base-5 sau 10Base-2 și să detecteze în continuare coliziunile la timp pur și simplu reducând lungimea maximă a cablului cu un factor de 10. Totuși, avantajele cablării 10Base-T erau atât de copleșitoare, încât Ethernetul rapid este bazat în întregime pe acest design. Prin urmare, toate sistemele de Ethernet rapid folosesc concentratoare și comutatoare; cabluri multipunct cu conectori vampir sau BNC nu sunt permise.

Totuși, rămân câteva alegeri de făcut, dintre care cea mai importantă este ce tip de cabluri să fie suportate. Un concurent era cablul torsadat categoria 3. Argumentul pro era că practic fiecare birou în lumea occidentală are cel puțin patru cabluri răsucite categoria 3 (sau mai mult) care îl conectează cu un centru de conexiuni telefonice la cel mult 100 m distanță. Uneori există două astfel de cabluri. Prin urmare, folosind cablurile torsadate categoria 3 ar fi făcut posibilă conectarea calculatoarelor de birou la Ethernet fără să fie necesară recablarea clădirii, un avantaj enorm pentru multe organizații.

Principalul dezavantaj al cablurilor torsadate categoria 3 este incapacitatea lor de a transmite semnale de 200 megabaud (100Mbps cu codificare Manchester) pe o lungime de 100 de metri, care este distanța maximă de la calculator la concentrator specificată pentru 10Base-T (vezi fig. 4-13). Dimpotrivă, cablurile torsadate categoria 5 fac față ușor distanțelor de 100 m, iar fibra face față unor distanțe mult mai mari. Compromisul la care s-a ajuns a fost să permită toate trei posibilitățile, după cum reiese din fig. 4-21, ca să se îmbunătățească soluția de categorie 3 pentru a-i oferi capacitatea adițională de transportare de care avea nevoie.

Nume	Cablu	Segment maxim	Avantaje
100Base-T4	Cablu torsadat	100 m	Folosește UTP categoria 3
100Base-TX	Cablu torsadat	100 m	Full duplex la 100 Mbps (UTP Cat 5)
100Base-FX	Fibră de sticlă	2000 m	Full duplex la 100 Mbps; distanțe lungi

Fig. 4-21. Cablarea originală a Ethernet-ului rapid.

Schema de categorie 3 UTP, numită 100Base-T4, folosește o viteză de semnalizare de 25MHz, cu numai 25% mai rapid decât Ethernetul standard de 20MHz (amintiți-vă de codificarea Manchester care, după cum reiese din fig. 4-16, necesită două rotații de ceas pentru fiecare dintre cei 10 milioane de biți pe secundă). Totuși, pentru a obține lărgimea de bandă necesară, 100Base-T4 necesită patru perechi răsucite. Deoarece cablarea telefonică standard include de decenii patru perechi torsadate per cablu, majoritatea birourilor sunt capabile să facă față. Desigur, înseamnă să renunți la telefonul din birou, dar acesta este un preț mic pentru un e-mail mai rapid.

Din cele patru perechi torsadate una merge întotdeauna către concentrator, una vine de la concentrator, iar celelalte două sunt comutabile în direcția transmisiunii curente. Codificarea Manchester nu poate fi folosită din cauza cerințelor de lărgime de bandă, dar date fiind ceasurile moderne și distanțele scurte, nici nu mai este necesară. În plus, sunt trimise semnale ternare, astfel încât în timpul unei singure rotații de ceas cablul poate conține un 0, un 1 sau un 2. Având trei perechi torsadate în direcția „înainte” și cu semnalizare ternară, există 27 de simboluri posibile, și deci se pot trimite 4 biți cu o oarecare redundanță. Transmiterea a 4 biți în fiecare dintre cele 25 de milioane de rotații de ceas pe secundă oferă cei 100Mbps necesari. În plus, există întotdeauna un canal invers de 33.3Mbps care folosește perechea torsadată rămasă. Această schemă, cunoscută ca și 8B/6T (8 biți mapați pe 6 triți), nu este cea mai elegantă din lume, dar funcționează cu cablarea existentă.

Pentru cablarea de categorie 5, designul 100Base-TX este mai simplu deoarece cablurile fac față frecvențelor de ceas de 125MHz. Numai 2 perechi torsadate sunt folosite – una către concentrator, și alta dinspre el. Codificarea binară directă nu este folosită, ci în locul ei se află o schemă numită 4B/5B. Este preluată din FDDI și este compatibilă cu el. Fiecare grup de cinci rotații de ceas, având fiecare una dintre cele două valori ale semnalului, generează 32 de combinații. 16 dintre acestea sunt folosite pentru a transmite grupurile de biți 0000, 0001, 0010, ..., 1111. Din restul de 16, unele sunt folosite în scopuri de control, cum ar fi marcarea granițelor cadrelor. Combinațiile folosite au fost alese cu grijă, astfel încât să ofere suficiente tranziții pentru a menține sincronizarea ceasului. Sistemul 100Base-TX este integral duplex: simultan, stațiile pot transmite date la 100Mbps și pot primi date la 100Mbps. Deseori oamenii se referă la 100Base-TX și la 100Base-T4 cu denumirea comună 100Base-T.

Ultima opțiune, 100Base-Fx, folosește două linii de fibră multimod, una pentru fiecare direcție, astfel încât sistemul este, de asemenea, integral duplex, cu 100Mbps în fiecare direcție. În plus, distanța dintre o stație și concentrator poate ajunge până la 2 km.

În 1997, comitetul a adăugat, la cerere, un nou tip de cablu, 100Base-T2, permițând Ethernetului rapid să funcționeze peste două perechi de cablu de categoria 3 deja existente. Totuși, este nevoie de un procesor complicat de semnale digitale pentru a face față schemelor de codificare, așa că această opțiune este destul de scumpă. Până acum nu prea a fost utilizată, datorită complexității, costului, și faptului că multe clădiri de birouri au fost deja recablate cu categoria 5 UTP.

100Base-T face posibile două tipuri de sisteme de interconectare: concentratoare și comutatoare, după cum reiese din fig. 4-20. Într-un concentrator, toate liniile care sosesc (sau cel puțin toate liniile care ajung la o placă de extensie logică, formează un singur domeniu de coliziune. Toate regulile standard pot fi aplicate, incluzând algoritmul de regresie exponențială binară, astfel încât sistemul

funcționează exact ca Ethernetul de modă veche. În particular, o singură stație poate să transmită la un moment dat. Cu alte cuvinte, concentratoarele au nevoie de comunicații semi-duplex.

Într-un comutator, fiecare cadru care sosește este ținut într-o memorie tampon într-o placă de extensie și transmis printr-o placă de bază de mare viteză de la placa sursă la placa destinație, dacă este nevoie. Această placă de bază a comutatorului nu a fost standardizată, și nici nu trebuie să fie, din moment ce este cu desăvârșire ascunsă în interiorul comutatorului. Conform experiențelor precedente este foarte probabil că vânzătorii de comutatoare vor intra într-o concurență acerbă pentru a produce plăci de bază tot mai rapide și pentru a îmbunătăți performanța sistemului. Deoarece cablurile 100Base-FX sunt prea lungi pentru algoritmul normal de coliziune, ele trebuie să fie conectate la comutatoare, astfel încât fiecare este un domeniu de coliziune distinct. Concentratoarele nu sunt permise în 100Base-FX.

Ca observație finală, practic toate comutatoarele pot face față unui mix de stații 10 Mbps și 100 Mbps, pentru a facilita modernizarea. Pe măsură ce un site obține tot mai multe stații de 100 Mbps, tot ceea ce trebuie să facă este să cumpere numărul necesar de plăci de extensie noi și să le insereze în comutator. De fapt, standardul însuși oferă o cale astfel încât două stații să negocieze automat viteza optimă (10 sau 100Mbps) și modul de comunicație (semi-duplex sau duplex integral). Majoritatea produselor de Ethernet rapid folosesc această caracteristică pentru a se autoconfigura.

4.3.8 Ethernetul Gigabit

De-abia se uscase cerneala pe standardul Ethernetului rapid când comitetul 802 a început să lucreze la un Ethernet și mai rapid (1995). A fost numit imediat **Ethernet gigabit** (**Gigabit Ethernet**) și a fost ratificat de IEEE în 1998 sub numele 802.3z. Această notație sugerează că Ethernetul gigabit va fi sfârșitul liniei, în afară de cazul în care cineva inventează rapid o nouă literă după z. Vom discuta mai jos câteva dintre caracteristicile de bază ale Ethernetului gigabit. Mai multe informații pot fi găsite în (Seifert, 1998). Scopurile comitetului 802.3z erau practic aceleași cu ale comitetului 802.3u: să facă Ethernetul de 10 ori mai rapid, astfel încât să rămână totuși compatibil cu toate versiunile anterioare. În particular, Ethernetul gigabit trebuia să ofere suport pentru transferul fără confirmare a datagramelor atât pentru difuzare cât și pentru trimitere multiplă, să folosească aceeași schemă de adresare de 48 de biți care era deja în uz, și să mențină același format al cadrelor, inclusiv dimensiunile minime și maxime ale acestora. Standardul final a reușit să îndeplinească toate aceste scopuri.

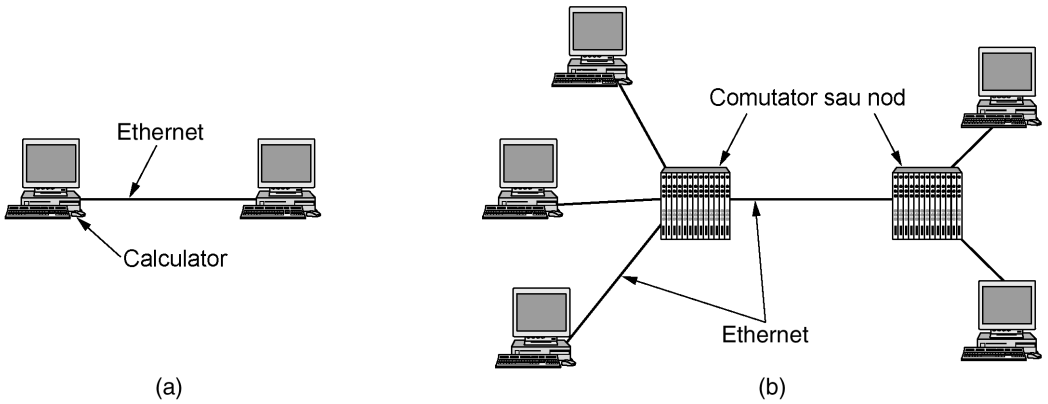


Fig. 4-22. (a) Un Ethernet cu două stații. (b) Un Ethernet cu mai multe stații.

Toate configurațiile Ethernetului gigabit sunt punct-la-punct mai degrabă decât multipunct, ca și în standardul original 10 Mbps, acum onorat cu denumirea de **Ethernet clasic**. În cea mai simpla configurație Ethernet, ilustrată în fig. 4-22(a), două calculatoare sunt conectate direct unul cu altul. Situația mai frecventă este totuși aceea în care există un concentrator sau un comutator conectat la mai multe calculatoare, și la alte concentratoare sau comutatoare adiționale, ca în fig. 4-22(b). În ambele configurații, fiecare cablu individual de Ethernet conectează exact două sisteme – nici mai multe, nici mai puține.

Ethernetul Gigabit suportă două moduri diferite de operare: modul duplex integral și modul semi-duplex. Modul „normal" este cel duplex integral, care permite traficul în ambele direcții în același timp. Acest mod este folosit atunci când există un comutator central la care sunt conectate calculatoarele (sau alte comutatoare) de la periferie. În această configurație, toate liniile sunt prevăzute cu spații tampon astfel încât fiecare calculator și fiecare comutator sunt libere să transmită cadre oricând doresc. Emițătorul nu trebuie să verifice canalul ca să vadă dacă este utilizat de altcineva, deoarece conflictele sunt imposibile. Pe linia dintre un calculator și un comutator, calculatorul este singurul emițător posibil către acel comutator și transmisia va reuși chiar și în cazul în care comutatorul transmite în același timp un cadru către calculator, deoarece linia este duplex. Din moment ce conflictele sunt imposibile, protocolul CSMA/CD nu este utilizat, astfel încât lungimea maximă a cablului este determinată de argumente referitoare la intensitatea semnalului, și nu de considerente referitoare la durata maximă a propagării zgomotului unei ciocniri către emițător. Comutatoarele sunt libere să amestece și să potrivească vitezele. Autoconfigurarea este suportată la fel ca în Ethernetul rapid.

Celălalt mod de operare, semi-duplex, este folosit când calculatoarele sunt conectate la un concentrator mai degrabă decât la un comutator. Un concentrator nu stochează cadrele care vin într-un spațiu tampon. În loc să facă asta, el conectează electric toate liniile în interior, simulând cablul multipunct folosit în Ethernetul clasic. În acest fel, există posibilitatea să apară coliziuni, astfel încât standardul CSMA/CD este necesar. Din cauză că un cadru de lungime minimă (adică de 64 de octeți) poate fi transmis acum de 100 de ori mai rapid decât în Ethernetul clasic, distanța maximă este de 100 de ori mai mică – adică de 25 de metri, pentru a menține proprietatea esențială că emițătorul mai transmite încât atunci când zgomotul ajunge înapoi la el, chiar și în cel mai rău caz. Cu un cablu lung de 2500 de metri, emițătorul unui cadru de 64 de octeți la 1Gbps va fi terminat de mult înainte ca drumul parcurs de cadru să fie măcar o zecime din cât are de mers – fără să mai socotim și returul.

Comitetul 802.3z a considerat că o rază de 25 de metri este inacceptabilă și a adăugat două caracteristici standardului pentru a mări raza. Prima caracteristică, numită **extinderea de către purtător**, se referă practic la a spune dispozitivului hardware să realinieze cadrul, mărindu-l până la 512 octeți. Din moment ce această completare este adăugată de dispozitivul hardware emițător și este înlăturată de dispozitivul hardware receptor, partea software nu este conștientă de existența sa, și prin urmare nu trebuie să sufere modificări. Desigur, transmiterea a 512 octeți de lărgime de bandă pentru a transmite 46 octeți de date ale utilizatorului (încărcătura propriu-zisă a cadrului de 64 de octeți) are o eficiență de transmitere de 9%.

A doua caracteristică, denumită **cadre în rafală (frame bursting)**, permite unui transmițător să trimită o secvență concatenată de cadre multiple într-o singură transmisie. Dacă rafala totală este mai mică de 512 octeți, dispozitivul hardware o completează din nou până la 512 octeți. Dacă sunt destule cadre care așteaptă să fie transmise, această schemă este foarte eficientă și este preferată extinderii de către purtător. Aceste noi caracteristici extind raza la 200 de metri, ceea ce probabil este suficient pentru majoritatea birourilor.

Ca să fim sinceri, este destul de greu să ne imaginăm o organizație trecând prin toate dificultățile cumpărării și instalării plăcilor de Ethernet gigabit pentru a obține o performanță ridicată, și apoi conectând calculatoarele printr-un concentrator pentru a simula Ethernetul clasic cu toate coliziunile sale. Deși concentratoarele sunt oarecum mai ieftine decât comutatoarele, plăcile de Ethernet gigabit sunt totuși scumpe. Să faci economii prin cumpărarea unui concentrator ieftin și astfel să reduci performanța noului sistem este o prostie. Totuși, compatibilitatea cu versiunile anterioare este sacră în industria calculatoarelor, astfel încât comitetul 802.3z a trebuit să se conformeze.

Ethernetul gigabit suportă atât cablarea cu cupru cât și cablarea cu fibră, precum este descris în fig. 4-23. Semnalizarea la nivelul de 1Gbps sau în jurul acestei viteze, înseamnă că sursa de lumină trebuie să fie închisă și deschisă în mai puțin de 1ns. LED-urile pur și simplu nu pot lucra atât de rapid, astfel încât este nevoie de lasere. Două lungimi de undă sunt permise: 0.85 microni (scurt) și 1.3 microni (lung). Laserele de 0.85 microni sunt mai ieftine dar nu funcționează pe fibra mono-mod.

Nume	Cablu	Segment maxim	Avantaje
1000Base-SX	Fibră de sticlă	550 m	Fibră multimod (50 și 62,5 microni)
1000Base-LX	Fibră de sticlă	5000 m	Mono-mod (10μ) sau multimod (50 și 62,5 μ)
1000Base-CX	2 perechi de STP	25 m	Pereche torsadată ecranată
1000Base-T	4 perechi de UTP	100 m	UTP Categoria 5

Fig. 4-23. Cablarea pentru Ethernet gigabit.

Sunt permise trei diametre de fibră: 10, 50 și 62,5 microni. Prima este pentru mono-mod și celelalte două sunt pentru multimod. Nu toate cele șase combinații sunt permise, totuși, iar distanța maximă depinde de combinația folosită. Numerele date în fig. 4-23 se referă la cazul cel mai fericit. În particular, 5000 de metri pot fi obișnuiți numai dacă lasere de 1,3 microni operează pe fibră de 10 microni mono-mod, dar aceasta este cea mai bună alegere pentru structurile vertebrale din campusuri și este de așteptat să fie populară, deși este și cea mai scumpă alegere.

Opțiunea 1000Base-CX folosește cabluri de cupru scurte și protejate. Problema sa este că se află în concurență cu versiunea cu fibră de înaltă performanță prezentată mai sus și cu versiunea ieftină UTP de mai jos. Este destul de puțin probabil să fie folosită la scară largă, în cele din urmă.

Ultima opțiune se referă la smocuri de patru cabluri UTP de categoria 5 lucrând împreună. Deoarece aceste cabluri sunt deja instalate în multe cazuri, este probabil că acest Ethernet gigabit va fi cel adoptat de clienții cu buzunare strâmte.

Ethernetul gigabit folosește reguli noi de codificare pe fibre. Codificarea Manchester la 1 Gbps ar ave anevoie de un semnal de 2 Gbaud, care a fost considerat foarte dificil și de asemenea foarte risipitor în ceea ce privește banda. A fost aleasă în loc o nouă schemă, numită 8B/10B, bazată pe canale de fibră. Fiecare octet de 8 biți este codificat pe fibră ca 10 biți, de unde și denumirea de 8B/10B. Din moment ce există 1024 cuvinte de cod de ieșire pentru fiecare octet de intrare, exista un oarecare spațiu de alegere în ceea ce privește cuvintele care să fie permise. Următoarele două reguli au fost folosite pentru a lua o decizie:

1. Nici un cuvânt de cod nu poate avea mai mult de patru biți identici la rând;
2. Nici un cuvânt de cod nu poate avea mai mult de șase de 0 sau șase de 1.

Aceste alegeri urmăreau să păstreze destule transmisiuni pe flux pentru a se asigura că receptorul rămâne sincronizat cu emițătorul, și de asemenea pentru a păstra numărul de 0-uri și de 1-uri pe fibră pe cât posibil egale între ele. În plus, pentru mulți octeți de intrare există două cuvinte de cod

care pot fi atribuite. Când codificatorul are de făcut o alegere, va alege întotdeauna varianta care va egaliza numărul de 0 și 1 transmiși până la momentul respectiv. Accentul este pus pe echilibrarea 0-urilor și 1-urilor pentru a păstra componenta continuă a semnalului la un nivel cât mai scăzut cu putință și pentru a-i permite să treacă nemodificată prin transformatoare. Deși cercetătorii în domeniul calculatoarelor nu sunt prea încântați de faptul că proprietățile transformatoarelor le dictează schemele de codificare, așa se întâmplă în viață uneori.

Ethernetul gigabit care folosește 1000Base-T utilizează o schemă diferită de codificare deoarece sincronizarea datelor pe un cablu de cupru într-un interval de 1ns este prea dificilă. Această soluție folosește patru cabluri torsadate de categorie 5 pentru a permite unui număr de 4 simboluri să fie transmise în paralel. Fiecare simbol este codificat folosind unul din cele cinci niveluri de voltaj. Această schemă permite ca un singur simbol să fie codificat 00, 01, 10, 11 sau cu o valoare specială în scop de control. Prin urmare, există doi biți de date per pereche torsadată, sau 8 biți de date per ciclu de ceas. Ceasul funcționează la 125 MHz, permițând operarea la 1 Gbps. Motivul pentru care sunt permise cinci niveluri de voltaj în loc de patru este necesitatea de a avea combinații rămase disponibile în scopuri de control și delimitare.

O viteză de 1 Gbps este destul de mare. De exemplu, dacă un receptor este ocupat cu o altă sarcină chiar pentru 1 ms și nu golește spațiul tampon de pe vreo linie, până atunci este posibil să se fi acumulat chiar și 1953 cadre, în acel interval de 1 ms. De asemenea, dacă un calculator care folosește Ethernet gigabit transmite date unui calculator care folosește Ethernet clasic, este foarte probabil ca memoria tampon a celui din urmă să fie epuizată, iar cadrele următoare să fie pierdute. Ca o consecință a acestor două observații, Ethernetul gigabit suportă fluxuri de control (ca și Ethernetul rapid, deși cele două sunt diferite).

Flux de control înseamnă că un capăt trimite un cadru special de control către celălalt capăt, spunându-i să ia o pauză pentru o anumită perioadă de timp. Cadrele de control sunt în general cadre Ethernet având tipul 0x8808. Primii doi octeți din câmpul de date dau comanda; următorii octeți oferă parametrii, dacă există vreunul. Pentru fluxul de control sunt folosiți cadre PAUSE, în care parametrii specifică lungimea pauzei, în unități de durată minimă a cadrului. Pentru Ethernetul gigabit unitatea de timp este de 512 ns, permițând pauze de maxim 33,6 ms.

Imediat după ce Ethernetul gigabit a fost standardizat, comitetul 802 s-a plictisit și își dorea să treacă înapoi la treabă. IEEE le-a spus să înceapă să lucreze la un Ethernet de 10-gigabit. După ce au căutat îndelung o literă care să-i urmeze lui z, au abandonat această abordare și au trecut la sufixe din două litere. S-au apucat de treabă și standardul a fost aprobat de IEEE în 2002 ca 802.3ae. Oare cât de departe poate fi Ethernetul de 100-gigabit?

4.3.9 IEEE 802.2: Controlul legăturilor logice

Acum este momentul să ne întoarcem la discuțiile anterioare și să comparăm ce am învățat în acest capitol cu ce am studiat în capitolul precedent. În cap. 3 am văzut cum două calculatoare pot comunica sigur printr-o linie nesigură folosind diferite protocoale de legături de date. Aceste protocoale ofereau controlul erorilor (prin mesaje de confirmare) precum și controlul fluxului de date (folosind o fereastră glisantă).

Dimpotrivă, în acest capitol nu am vorbit deloc despre comunicații stabile. Tot ceea ce oferă Ethernetul, ca și celelalte protocoale 802, este un serviciu datagramă de tipul „best-effort” (cea mai bună încercare). Uneori, acest serviciu este adecvat. De exemplu, în cazul transportării pachetelor

IP, nu sunt cerute și nici măcar nu sunt așteptate garanții. Un pachet IP poate să fie inserat într-un câmp de informație utilă 802 și trimis încotro o fi. Dacă se pierde, asta e.

Totuși, există și sisteme în care este de dorit un protocol de legătură de date cu control al erorilor și al fluxului. IEEE a definit un astfel de protocol care poate funcționa peste Ethernet și peste celelalte protocoale 802. Mai mult, acest protocol, numit LLC (Logical Link Control, rom: controlul legăturilor logice), ascunde diferențele între diferitele tipuri de rețele 802, oferind un singur format și o singură interfață pentru nivelul rețea. Formatul, interfața și protocolul sunt bazate îndeaproape pe protocolul HDLC, pe care l-am studiat în cap. 3. LLC formează jumătatea superioară a nivelului legătură de date, având nivelul MAC dedesubt, după cum se vede în fig. 4-24.

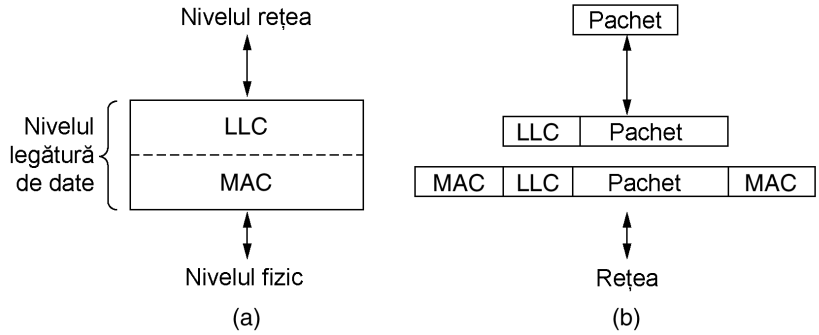


Fig. 4-24. (a) Poziția LLC. (b) Formatul protocoalelor.

Utilizarea tipică a LLC este prezentată în continuare. Nivelul rețea de pe calculatorul emițător trimite un pachet către LLC, folosind primitivele de acces LLC. Subnivelul LLC adaugă apoi un antet LLC, conținând numere care indică secvența și mesajul de confirmare. Structura rezultată este inserată apoi în câmpul de informație utilă al unui cadru 802 și apoi transmisă. Când cadrul ajunge la receptor se desfășoară procesul invers.

LLC oferă trei opțiuni de servicii: servicii pentru datagrame nesigure, confirmarea serviciului de datagrame, și un serviciu sigur orientat spre conexiuni. Antetul LLC conține trei câmpuri: un punct de acces de destinație, un punct de acces sursă și un câmp de control. Punctul de acces spune din partea cărui proces a sosit cadrul și unde trebuie transportat, înlocuind câmpul „tip” DIX. Câmpul de control conține numere de secvență și de confirmare, în stilul lui HDLC (vezi fig. 3-24), dar nu identic cu acesta. Aceste câmpuri sunt folosite în principal atunci când este necesară o conexiune stabilă la nivelul legătură de date, caz în care ar fi folosite protocoale similare cu cele discutate în cap. 3. Pentru Internet, încercările de a transmite pachete IP fără garanții sunt suficiente, astfel încât nu este nevoie de confirmări la nivelul LLC.

4.3.10 Retrospectiva Ethernetului

Ethernetul funcționează deja de 20 de ani și încă nu există competitori serioși, așa că probabil va mai funcționa încă mulți ani. Puține arhitecturi CPU, sisteme de operare sau limbaje de programare au dominat scena pentru două sau trei decenii. Evident, Ethernetul a făcut ceva cum trebuie. Ce anume?

Probabil că motivul principal al longevității sale este că Ethernetul este simplu și flexibil. Din punct de vedere practic simplu înseamnă: stabil, ieftin, și ușor de întreținut. Odată ce conectorii vampir au fost înlocuiți de conectori BNC, eșecurile au devenit extrem de rare. Oamenii ezită să înlocuiască ceva ce merge perfect tot timpul, mai ales când știu că o grămadă de lucruri din industria

calculatoarelor merg foarte prost, astfel încât multe dintre așa numitele îmbunătățiri funcționează semnificativ mai prost decât versiunea pe care au înlocuit-o.

Simplu înseamnă de asemenea ieftin. Ethernetul subțire și cablarea cu cabluri torsadate sunt relativ ieftine. Plăcile de rețea nu sunt nici ele scumpe. Doar când au fost introduse concentratoarele și comutatoarele au fost necesare investiții substanțiale, dar în momentul în care acestea au apărut în peisaj, Ethernetul era deja solid stabilit.

Ethernetul este ușor de întreținut. Nu trebuie instalat nici un software (în afara driver-elor) și nu există tabele de configurații care să trebuiască administrate (și astfel să fie un prilej de greșeli). De asemenea, adăugarea unor noi stații nu înseamnă nimic mai mult decât introducerea unui cablu în placa lor de rețea.

Un alt aspect este faptul că Ethernetul se integrează ușor cu TCP/IP, care a devenit dominant. IP este un protocol fără conexiune, ceea ce se potrivește perfect cu Ethernetul, care nici el nu este orientat pe conexiune. De exemplu, IP se potrivește mult mai greu cu ATM, care este orientat spre conexiune și această nepotrivire este un dezavantaj serios în impunerea ATM.

În cele din urmă, Ethernetul a fost capabil să evolueze în anumite aspecte cruciale. Vitezele au crescut cu câteva ordine de mărime, au fost introduse concentratoarele și comutatoarele, iar aceste schimbări nu au necesitat schimbarea interfețelor software. Dacă un vânzător din domeniul rețelelor vă arată o instalație amplă și vă spune „am această nouă rețea fantastică pentru Dvs. Tot ce trebuie să faceți este să vă aruncați tot hardware-ul și să vă rescrieți tot software-ul”, atunci are o problemă. FDDI, Canal de fibră și ATM au fost toate mai rapide decât Ethernetul când au fost introduse, dar erau incompatibile cu Ethernetul, mult mai complexe și mai dificil de administrat. În cele din urmă Ethernetul le-a ajuns din urmă în ceea ce privește viteza, astfel încât, rămase fără nici un avantaj, au murit în tăcere – cu excepția ATM care este folosit în interiorul sistemului de telefonie.

4.4 REȚELE LOCALE FĂRĂ FIR

Deși Ethernetul este folosit pe scară largă, competiția este pe cale să apară. LAN-urile fără fir sunt din ce în ce mai populare, și tot mai multe clădiri, aeroporturi și alte spații publice sunt echipate cu ele. LAN-urile fără fir pot opera în două configurații, după cum am văzut în fig. 1-35: cu sau fără stație de bază. Prin urmare, standardul LAN 802.11 ia acest fapt în considerare și oferă sprijin pentru ambele aranjamente, după cum vom vedea în continuare.

Am oferit niște informații introductive despre 802.11 în secțiunea 1.5.4. Acum este momentul să ne uităm mai îndeaproape la tehnologie. În secțiunile următoare ne vom uita la stiva de protocoale, la tehnicile de la nivelul fizic radio de transmisiuni, la protocolul subnivelului MAC, la structura cadrelor și la servicii. Pentru mai multă informație despre 802.11 vezi (Crov et. al., 1997; Geier, 2002; Heegard et. al, 2001; Kapp, 2002; O`Hara și Petrick, 1999; Severance, 1999). Pentru a afla adevărul chiar de la sursă, consultați standardul publicat al 802.11.

4.4.1. Stiva de protocoale 802.11

Protocoalele folosite de toate variantele 802, inclusiv Ethernetul, au o anumită similaritate a structurii. O viziune parțială a stivei de protocoale 802.11 este prezentată în fig. 4-25. Nivelul fizic

corespunde destul de bine cu nivelul fizic OSI, dar nivelul de legătură de date în toate protocoalele 802 este divizat în două sau mai multe subniveluri. În 802.11, subnivelul MAC (Medium Access Control) determina alocarea canalului, și anume cine va transmite următorul. Deasupra sa se află subnivelul LLC (Logical Link Control), a cărui treabă este să ascundă diferențele dintre diferitele variante 802 și să le facă să pară la fel pentru nivelul rețea. Am studiat LLC mai devreme în acest capitol, atunci când am discutat Ethernetul, astfel încât nu vom repeta această informație aici.

Standardul 802.11 din 1997 specifică trei tehnici de transmisie permise la nivelul fizic. Metoda infraroșu folosește cam aceeași tehnologie ca și telecomenzile TV. Celelalte două folosesc transmisia radio pe distanță scurtă, prin tehnici denumite FHSS și DSSS. Ambele utilizează o parte a spectrului care nu necesită licențe (banda 2,4 GHz ISM). Ușile de garaj care se deschid prin mesaje radio folosesc tot această parte a spectrului, astfel încât calculatorul vostru s-ar putea afla în competiție cu ușa de la garaj. Telefoanele fără fie și cuptoarele cu microunde folosesc și ele această bandă. Toate aceste tehnici operează la 1Mbps sau 2Mbps și cu putere suficient de mică astfel încât nu intră prea mult în conflict. În 1999 au fost introduse două noi tehnici pentru a obține o bandă mai largă. Acestea sunt denumite OFDM și HR-DSSS. Ele operează până la 54Mbps și respectiv 11Mbps. În 2001, o a doua modulație OFDM a fost introdusă, dar într-o bandă de frecvență diferită de prima. În continuare le vom examina pe fiecare pe scurt. Din punct de vedere tehnic acestea aparțin nivelului fizic și ar fi trebuit să fie examinate în cap. 2, dar deoarece sunt atât de strâns legate de rețelele locale în general și de subnivelul 802.11 MAC, le abordăm mai degrabă aici.

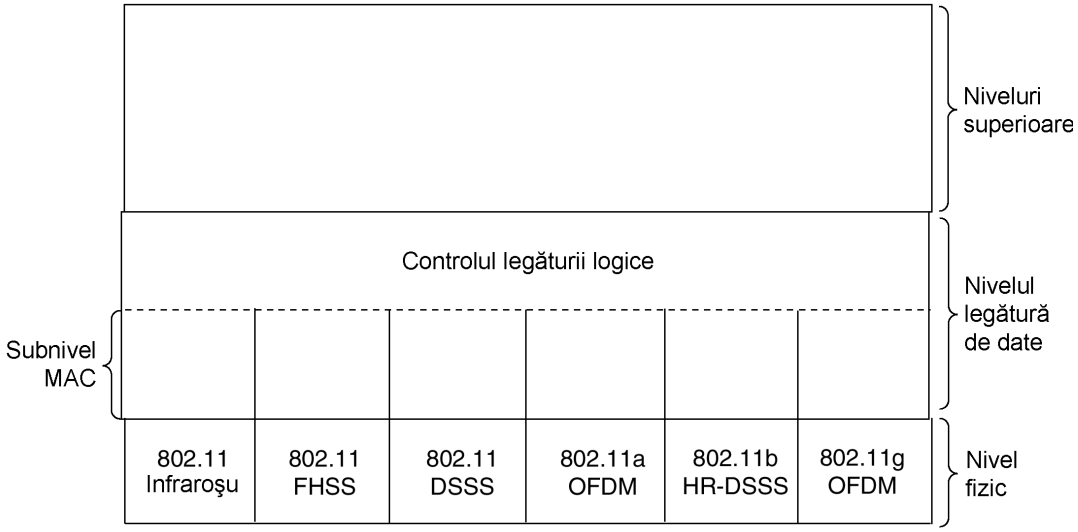


Fig. 4-25. Parte a stivei protocolului 802.11.

4.4.2. Nivelul fizic al 802.11

Fiecare dintre cele cinci tehnici de transmitere permise face posibilă trimiterea unui cadru MAC de la o stație la alta. Totuși, ele diferă în ceea ce privește tehnologia folosită și vitezele la care pot ajunge. O discuție detaliată a acestor tehnologii este cu mult în afara cadrului acestei cărți, dar câteva cuvinte despre fiecare, precum și menționarea cuvintelor cheie vor oferi cititorilor interesați termenii necesari pentru a găsi mai multă informație pe Internet sau în altă parte.

Soluția bazată pe infraroșu folosește transmisiuni cu difuzare (adică fără vizibilitate directă) la 0,85 sau 0,95 microni. Sunt permise două viteze: 1Mbps și 2Mbps. La 1Mbps se folosește o schemă de codificare în care un grup de 4 biți este codificat ca un cuvânt de 16 biți conținând 15 de 0 și un singur 1, prin ceea ce se numește **codul Gray**. Acest cod are proprietatea că o mică eroare în sincronizarea temporală duce doar la o eroare de un bit în output. La 2Mbps, codificarea ia 2 biți și produce un cuvânt codificat de 4 biți, de asemenea cu un singur 1 – adică unul dintre 0001, 0010, 0100 și 1000. Semnalele infraroșii nu pot trece prin ziduri, deci celulele din camere diferite sunt bine izolate unele de altele. Totuși, datorită lărgimii de bandă reduse (și faptului că lumina soarelui afectează semnalele în infraroșu), aceasta nu este o opțiune populară.

FHSS (**Frequency Hopping Spread Spectrum**, rom: salturi de frecvență într-un spectru larg) folosește 79 de canale, fiecare de 1MHz, începând la nivelul inferior al benzii de 2.4GHz ISM. Un generator de numere pseudo-aleator este utilizat pentru a produce secvența de frecvențe după care se vor efectua salturile. Cât timp stațiile folosesc aceeași rădăcină pentru generatorul de numere pseudo-aleatoare și stau sincronizate, ele vor sări simultan la aceleași frecvențe. Durata petrecută pe fiecare frecvență, denumită „timpul de locuire", este un parametru ajustabil, dar trebuie să fie mai mică de 400 ms. Factorul aleator al FHSS oferă o metodă eficientă de alocare a spectrului în banda ISM care nu este reglementată. De asemenea, oferă un minimum de securitate, deoarece un intrus care nu cunoaște secvența de salt sau timpul de locuire nu poate trage cu urechea la transmisiuni. Dacă distanțele sunt mari, apare problema atenuării la transmisia pe mai multe căi, dar FHSS oferă o rezistență bună. Este de asemenea relativ insensibil la interferența radio, ceea ce îl face popular pentru legăturile dintre clădiri. Principalul său dezavantaj îl constituie lărgimea de bandă redusă.

Ce-a de-a treia metodă de modulare, **DSSS** (**Direct Sequence Spread Spectrum**, rom: spectru larg cu succesiune directă) este de asemenea limitată la 1Mbps sau 2Mbps. Această schemă are anumite similarități cu sistemul CDMA pe care l-am examinat în secțiunea 2.6.2, dar diferă în alte privințe. Fiecare bit este transmis ca o secvență de 11 fragmente, folosind ceea ce se numește **secvență Barker**. Este folosită schimbarea modulării în fază la 1Mbaud, transmițând un bit per baud când operează la 1Mbps și 2 biți per baud când operează la 2Mbps. O bună bucată de timp, FCC a cerut ca toate echipamentele de comunicații fără fir care operează în banda ISM în Statele Unite să folosească împrăștierea spectrului, dar această regulă a fost abandonată în mai 2002, datorită apariției unor noi tehnologii.

Prima dintre rețelele locale fără fir de mare viteză, 802.11a, folosește **OFDM** (**Orthogonal Frequency Division Multiplexing**, rom: multiplexare cu divizare în frecvențe ortogonale) pentru a transmite până la 54Mbps în banda mai largă de 5GHz ISM. După cum sugerează și termenul FDM, sunt folosite diferite frecvențe – un număr de 52 de frecvențe, 48 pentru date și 4 pentru sincronizare – similar cu ADSL. Din moment ce transmisiunile sunt prezente pe frecvențe multiple în același timp, această tehnică este considerată o formă de împrăștiere a spectrului, dar diferită de CDMA și FHSS. Divizarea semnalului în mai multe benzi înguste are anumite avantaje comparativ cu folosirea unei benzi unice largi, incluzând o imunitate mai bună la interferența de bandă îngustă și posibilitatea utilizării benzilor care nu sunt contigue. Este folosit un sistem complex de codificare, bazat pe modularea schimbării de fază pentru viteze de până la 10 Mbps și pe QAM la viteze superioare. La 54 Mbps, 216 de biți de date sunt codificați în simboluri de 288 de biți. O parte din motivația pentru OFDM este compatibilitatea cu sistemul European HiperLAN/2 (Doufexi et al., 2002). Tehnica are o eficiență bună a spectrului în termeni de biți / Hz și o imunitate bună în fața atenuării la transmisia pe mai multe căi.

În continuare, am ajuns la **HR-DSSS** (**High Rate Direct Sequence Spread Spectrum**, rom: spectru larg cu succesiune directă la rată ridicată), o altă tehnică de spectru larg, care folosește 11 milioane de fragmente/secundă pentru a obține 11Mbps în banda de 2,4 GHz. Este denumită **802.11b**, dar nu este o continuare pentru 802.11a. De fapt, standardul său a fost aprobat primul și lansat pe piață primul. Vitezele de date suportate de 802.11b sunt 1, 2, 5,5 și 11 Mbps. Cele două viteze reduse se obțin la 1Mbaud, cu 1 și respectiv 2 biți per baud, folosind modularea schimbării de fază (pentru a fi compatibil cu DSSS). Cele două viteze mai mari se obțin la 1,375 Mbaud, cu 4 și respectiv 8 biți per baud, folosind codurile **Walsh/Haramard**. Viteza datelor poate fi adaptată dinamic în timpul operării, pentru a obține viteza optimă posibilă în condițiile curente de încărcare și zgomot. În practică, viteza operațională a lui 802.11b este de aproape 11Mbps. Deși 802.11b este mai încet decât 802.11a, spațiul său de variație este de aproape șapte ori mai mare, ceea ce este mai important în multe situații.

O versiune îmbunătățită a 802.11b, 802.11g, a fost aprobată de IEEE în noiembrie 2001, după multe dispute în legătură cu ce tehnologie patentată să folosească. Aceasta utilizează modulația OFDM a versiunii 802.11a, dar operează în banda îngustă 2,4 GHz ISM ca și 802.11b. Teoretic vorbind, poate opera la peste 54Mbps. Nu este încă foarte clar precizat momentul când această viteză va fi realizată în practică. Prin urmare, comitetul 802.11 a produs trei rețele locale fără fir: 802.11a, 802.11b și 802.11c (fără să menționăm trei rețele locale fără fir de viteză redusă). Ne-am putea pune întrebarea legitimă dacă asta este un lucru bun pentru un comitet de standardizare. Poate că trei este numărul lor cu noroc.

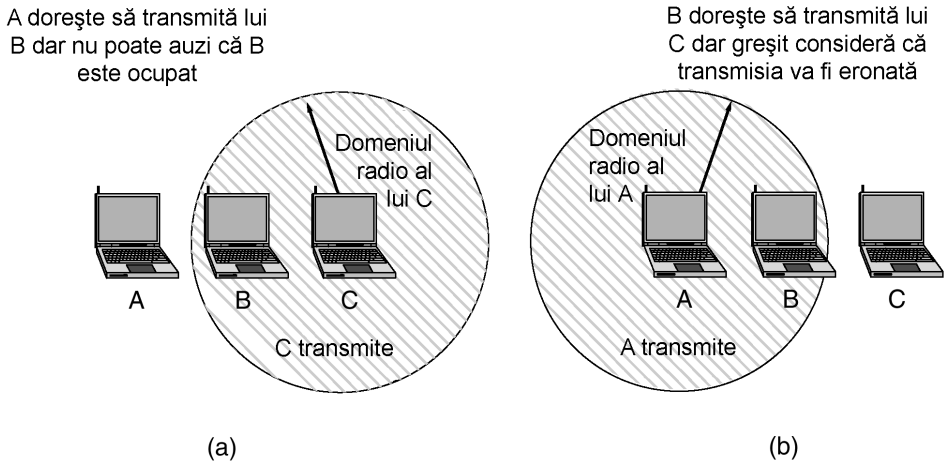


Fig. 4-26. (a) Problema stației ascunse. (b) Problema stației expuse.

4.4.3 Protocolul subnivelului MAC al 802.11

Să ne întoarcem acum din domeniul ingineriei electrice în domeniul științei calculatoarelor. Protocolul subnivelului MAC al 802.11 este destul de diferit de acela al Ethernetului datorită complexității inerente a mediului fără fir, comparativ cu un sistem de cabluri. În Ethernet o stație așteaptă până când eterul a tăcut și apoi începe să transmită. Dacă nu aude un zgomot de ciocnire în primii 64 de octeți înseamnă ca aproape sigur cadrul a fost recepționat corect. În cazul rețelelor fără fir, situația e diferită.

Pentru început, apare problema stației ascunse menționată anterior și ilustrată în fig. 4-26(a). Din moment ce nu toate stațiile se află în domeniul de acces radio una față de alta, transmisiunile

care se petrec într-o parte a celulei pot să nu fie recepționate în altă parte a celulei. În acest exemplu, stația C transmite stație B. Dacă A observă canalul, nu va auzi nimic și va trage concluzia falsă că poate acum să înceapă să-i transmită lui B.

În plus, există și problema inversă, a stației expuse, ilustrată în fig. 4-26(b). Aici B vrea să-i trimită lui C astfel încât observă canalul. Când aude o transmisiune trage concluzia falsă că nu poate să-i transmită lui C, chiar dacă de fapt A îi transmite lui D (care este absent din imagine).

Mai mult, majoritatea radiourilor sunt semi-duplex, ceea ce înseamnă că nu pot transmite și asculta zgomotele de coliziuni simultan pe aceeași frecvență. Ca urmare a acestor probleme, 802.11 nu utilizează CSMA/CD utilizat de Ethernet.

Pentru a face față acestor probleme, 802.11 suportă două tipuri de operații. Primul, denumit **DCF** (**Distributed Coordination Function**, rom: funcție de coordonare distribuită), nu folosește nici un fel de control central (fiind similar în această privință Ethernetului). Celălalt, denumit **PCF** (**Point Coordination Function**, rom: funcție de coordonare punctuală), folosește stația de bază pentru a coordona toată activitatea din celula sa. Toate implementările trebuie să poată susține DCF, dar PCF este opțional. Vom discuta acum aceste două modalități, alternativ.

Când este folosit DCF, 802.11 utilizează un protocol denumit **CSMA/CA** (**CSMA with Collision Avoidance**, rom: CSMA cu evitarea coliziunilor). În acest protocol se folosește atât observarea canalelor fizice, cât și observarea canalelor virtuale. CSMA/CA suportă două tipuri de operații. În prima metodă, atunci când o stație vrea să transmită, observă canalul. Dacă este liber, începe să transmită. Nu va mai asculta canalul în timpul transmisiunii, ci va trimite întregul cadru, care ar putea foarte bine să fie distrus la receptor datorită interferenței. Dacă în schimb canalul este ocupat, emițătorul amână transmisia până când mediul se eliberează și abia apoi începe să transmită. Dacă apare o coliziune, stațiile implicate așteaptă un timp aleatoriu, folosind algoritmul exponențial de regresie binară, și mai încearcă o dată.

Cealaltă metodă a CSMA/CA se bazează pe MACAW și folosește observarea canalelor virtuale, după cum este ilustrat în fig. 4-27. În acest exemplu, *A* vrea să transmită către *B*. *C* este o stație din sfera de recepție a lui *A* (posibil și a lui *B*, dar nu contează). *D* este o stație din sfera lui *B* dar în afara sferei lui *A*.

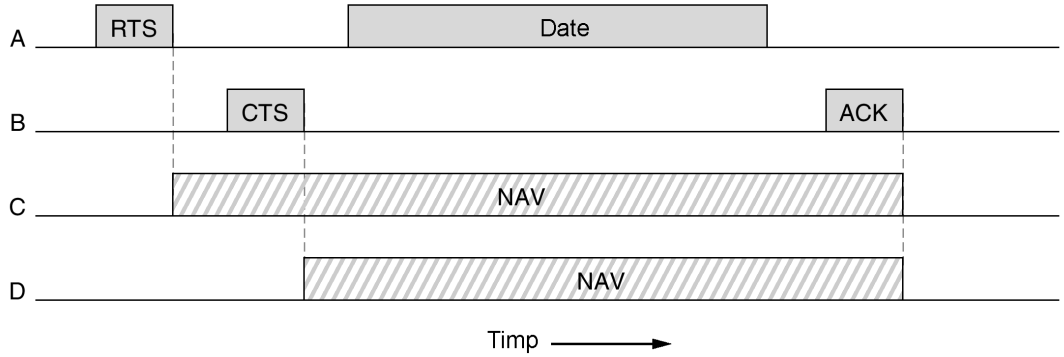


Fig. 4-27. Utilizarea canalului virtual utilizând CSMA/CA.

Protocolul începe când *A* decide că vrea să emită către *B*. Începe prin a trimite un cadru RTS către *B*, pentru a-i cere permisiunea să îi trimită un cadru. Când *B* primește această cerere, se poate decide să ofere permisiunea, caz în care trimite un cadru CTS înapoi. După ce primește CTS, *A* își trimite cadrul și inițiază un cronometru pentru ACK. După recepționarea corectă a cadrului de date,

B răspunde cu un cadru ACK, terminând schimbul. În cazul în care cronometrul pentru ACK a lui *A* expiră înainte ca ACK să revină la el, întregul protocol este luat de la capăt.

Să ne uităm acum la acest schimb din perspectiva lui *C* și a lui *D*. *C* este în sfera lui *A*, deci poate primi cadrul RTS. Dacă îl primește, își va da seama că o stație urmează să emită date în curând, astfel încât se va abține să transmită orice până când schimbul este complet. Din informația prezentă în cererea RTS poate estima durata tranzacției, incluzând ACK-ul final, astfel încât își simulează o ocupare virtuală, indicată în fig. 4-27 de **NAV** (**Network Allocation Vector**, rom: vector de alocare a rețelei). *D* nu aude RTS, dar aude CTS, astfel încât de asemenea își alocă un NAV. Observați că semnalele NAV nu sunt transmise; ele sunt doar modalități interne de a aminti stațiilor să tacă pentru o anumită perioadă.

Spre deosebire de rețelele cablate, rețelele fără fir sunt zgomotoase și instabile, într-o oarecare măsură și datorită cuptoarelor cu microunde, care folosesc și ele banda fără licență ISM. Ca urmare, probabilitatea unui cadru de a ajunge la destinație cu succes scade odată cu creșterea lungimii cadrului. Dacă probabilitatea unei erori la nivel de 1 bit este p, atunci probabilitatea unui cadru de n biți de a ajunge corect la final este $(1-p)^n$. De exemplu, dacă $p=10^{-4}$, probabilitatea de a recepționa corect un cadru Ethernet întreg (12.144 biți) este mai mică de 30%. Dacă $p=10^{-5}$, aproximativ un cadru din 9 va fi afectat. Chiar dacă $p=10^{-6}$, peste 1% dintre cadre vor fi afectate, ceea ce înseamnă aproape o duzină pe secundă, și chiar mai multe dacă se folosesc cadre mai scurte decât valoarea maximă. Pe scurt, dacă un cadru este prea lung, are puține șanse să fie transmis fără avarii, și va trebui, cel mai probabil, retransmis.

Pentru a rezolva problema canalelor zgomotoase, 802.11 permite cadrelor să fie fragmentate în bucăți mai mici, fiecare cu propria sumă de control. Fragmentele sunt numerotate individual și confirmate folosind un protocol pas-cu-pas (emițătorul nu poate transmite fragmentul k+1 decât după ce a primit confirmarea pentru fragmentul k). Odată ce canalul a fost obținut prin RTS și CTS, mai multe fragmente pot fi trimise într-un șir, ca în fig. 4-28, secvența purtând numele de **rafală de fragmente** (**fragment burst**).

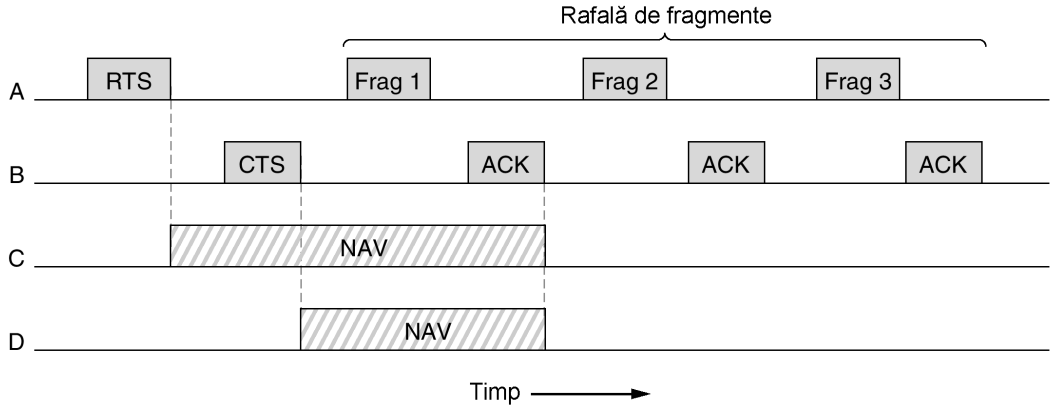


Fig. 4-28. O rafală de fragmente.

Fragmentarea crește productivitatea prin restricționarea retransmiterii doar la fragmentele eronate, eliminând necesitatea de a retransmite întregul cadru. Dimensiunea fragmentului nu este fixată de standard, ci este un parametru pentru fiecare celulă și poate fi ajustată de către stația de bază. Mecanismul NAV menține celelalte stații tăcute numai până la confirmarea următoare, dar un alt

mecanism (descris în cele ce urmează) este utilizat pentru a permite unei întregi rafale de fragmente să fie transmisă fără interferențe.

Toată discuția anterioară se aplică numai modului DCF 802.11. În acest mod, nu există control centralizat, iar stațiile sunt în competiție pentru timpul de transmisie, exact ca la Ethernet. Celălalt mod permis este PCF, în care stația de bază interoghează celelalte stații întrebându-le dacă au cadre de transmis. Din moment ce, în mod PCF, ordinea transmisiilor este complet controlată de către stația de bază, nu apar niciodată coliziuni. Standardul prescrie mecanismul pentru interogare, dar nu frecvența interogărilor, ordinea interogărilor și nici măcar dacă stațiile trebuie să primească toate drepturi egale.

Mecanismul principal este acela prin care stația de bază emite periodic (de 10 până la 100 de ori pe secundă) un **cadru baliză** (**beacon frame**). Cadrul baliză conține parametrii de sistem, cum ar fi intervalul de salt și timpii de viață (pentru FHSS), sincronizări de ceas, etc. De asemenea, acest cadru invită stațiile noi să se înregistreze pentru serviciul de interogare. Din momentul în care o stație s-a înregistrat pentru serviciul de interogare la o anumită viteză, aceasta va beneficia garantat de o fracțiune din lățimea de bandă, în acest fel fiind posibilă oferirea de garanții de tip calitatea-serviciului.

Viața bateriei este întotdeauna o problemă în cazul dispozitivelor mobile fără fir, deci 802.11 acordă atenție problemei gestionării consumului. În particular, stația de bază poate instrui un dispozitiv mobil să intre în așteptare până când este trezit în mod explicit de către stația de bază sau de către utilizator. Totuși, punerea unei stații în așteptare presupune ca stația de bază să aibă responsabilitatea stocării în zone tampon a cadrelor direcționate către stația respectivă atâta timp cât aceasta este în așteptare. Aceste cadre vor putea fi colectate ulterior.

Modurile PCF și DCF pot coexista în cadrul aceleiași celule. La prima vedere, pare imposibilă prezența unei scheme de control centralizate și a unei scheme distribuite în același timp, dar 802.11 oferă o modalitate de a atinge acest scop. Modul de funcționare este atins prin definirea atentă a intervalului de timp dintre transmisia de cadre. După ce un cadru a fost transmis, un anumit interval de timp este impus stației înainte de a putea transmite următorul cadru. Sunt definite patru intervale diferite, fiecare pentru scopuri precise. Cele patru intervale sunt prezentate în fig. 4-29.

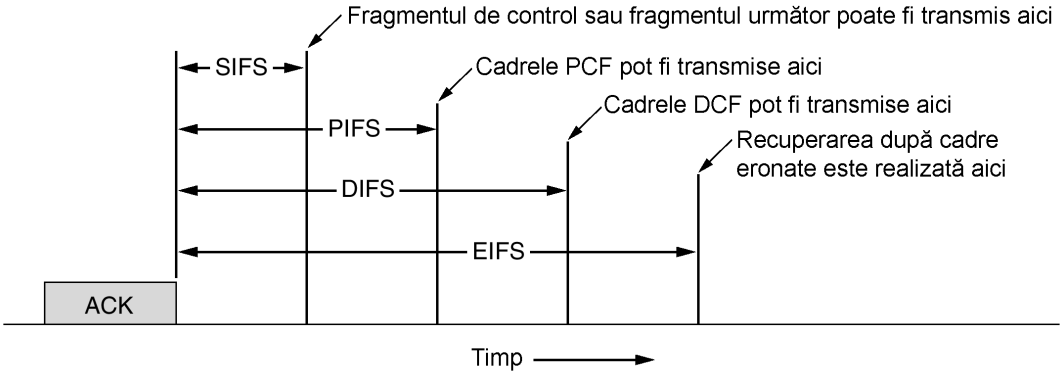


Fig. 4-29. Spațierea între cadre în 802.11.

Cel mai scurt interval este **SIFS** (**Short InterFrame Spacing**, rom: spațiere redusă între cadre). Este folosit pentru a permite părților implicate într-un dialog singular să transmită primele. Această soluție oferă posibilitatea receptorului să trimită un CTS ca răspuns la un RTS, acordă permisiunea ca un receptor să trimită o confirmare pentru un fragment sau pentru un cadru integral și acordă

permisiunea ca emițătorul unui fragment să trimită în rafală următorul fragment fără a fi nevoie să aștepte din nou un RTS.

Întotdeauna există exact o singură stație care are dreptul să răspundă după un interval SIFS. Dacă aceasta nu reușește să profite de această oportunitate și se scurge un interval de timp **PIFS (PCF InterFram Interval**, rom: interval între cadrele PCF), stația de bază poate transmite un cadru baliză sau un cadru de interogare. Acest lucru permite unei stații care transmite un cadru de date sau o secvență de fragmente să termine cadrul fără să se interpună nimeni, dar în același timp dă stației de bază o șansă să acapareze canalul atunci când emițătorul anterior a terminat, fără să trebuiască să intre în competiție cu utilizatorii nerăbdători.

Dacă stația de bază nu are nimic de transmis și se scurge un interval de timp **DIFS (DCF InterFrame Interval**, rom: interval între cadrele DCF), orice stație poate încerca obținerea unui canal pentru a transmite un nou cadru. Regulile obișnuite de competiție se aplică și o reluare după un timp binar exponențial poate fi necesară în cazul apariției unei coliziuni.

Ultimul interval de timp, **EIFS (Extended InterFrame Spacing**, rom: spațiere extinsă între cadre), este utilizat pentru a raporta eventuale erori de către o stație care tocmai a primit un cadru eronat sau necunoscut. Ideea este ca acest eveniment să aibă cea mai mică prioritate, pentru că, din moment ce receptorul s-ar putea să nu știe ce se întâmplă, acesta ar trebui să aștepte un interval substanțial de timp pentru a evita interferența cu un dialog în desfășurare între două stații.

4.4.4 Formatul cadrului 802.11

Standardul 802.11 definește trei clase diferite de cadre: de date, de control și de gestionare. Fiecare dintre acestea are un antet cu o varietate de câmpuri folosite în cadrul subnivelului MAC. În plus, există unele antete utilizate de către nivelul fizic, dar acestea sunt de obicei legate de modalitățile de modulație folosite, deci nu le vom discuta aici.

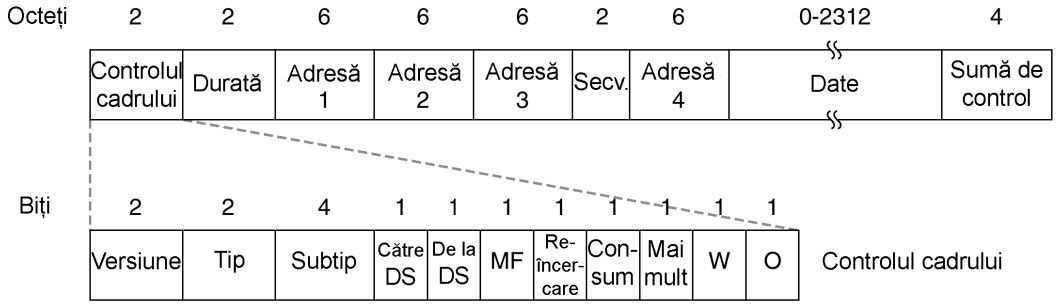


Fig. 4-30. Cadrul de date 802.11.

Formatul cadrului de date este prezentat în fig. 4-30. Primul câmp este acela de *control al cadrului*. Acesta are la rândul lui 11 subcâmpuri. Primul dintre acestea este *versiunea de protocol*, care permite celor două versiuni ale protocolului să opereze în același timp în aceiași celulă. Apoi urmează câmpurile pentru *tip* (de date, de control sau de gestiune) și *subtip* (de ex. RTS sau CTS). Biții *către DS* și *de la DS* indică direcția de transport a cadrului – către sistemul de distribuție sau de la sistemul de distribuție între celule (de ex. Ethernet). Bitul *MF* semnalizează că vor urma mai multe fragmente. Bitul *reîncercare* marchează o retransmisie a unui cadru trimis anterior. Bitul *gestiunea consumului* este folosit de către stația de bază pentru a pune receptorul în stare de așteptare sau pentru a-l scoate din

starea de așteptare. Bitul *mai mult* indică faptul că emițătorul mai are cadre adiționale pentru receptor. Bitul *W* specifică criptarea cadrului folosind algoritmul **WEP** (**Wired Equivalent Privacy**, rom. confidențialitate echivalentă cablată). În sfârșit, bitul *O* indică receptorului că o secvență de cadre cu acest bit setat trebuie prelucrată strict în ordinea în care cadrele au fost recepționate.

Cel de-al doilea câmp al cadrului de date, câmpul *durată*, indică intervalul de timp în care cadrul și confirmarea vor ocupa canalul. Acest câmp este de asemenea prezent în cadrele de control și reprezintă modalitatea prin care alte stații gestionează mecanismul NAV. Antetul cadrului conține patru adrese, toate în formatul standard IEEE 802. În mod evident, sursa și destinația sunt necesare, dar pentru ce sunt necesare celelalte două? Să ne aducem aminte: cadrele pot intra sau ieși dintr-o celulă prin stația de bază. Celelalte două adrese sunt folosite pentru stațiile de bază sursă și destinație în traficul între celule.

Câmpul *secvență* permite numerotarea fragmentelor. Din cei 16 biți disponibili, 12 identifică cadrul și 4 identifică fragmentul. Câmpul *date* conține încărcătura utilă, având până la 2312 octeți, fiind urmat de uzuala *sumă de control*.

Cadrele de gestiune au un format similar celor de date, cu excepția uneia dintre adresele stațiilor de bază, deoarece cadrele de gestiune sunt restricționate la o singură celulă. Cadrele de control sunt și mai scurte, având numai una sau două adrese, neavând câmp de *date* și nici câmp *secvență*. Aici informația cheie se află în câmpul *subtip*, de obicei RTS, CTS, sau ACK.

4.4.5 Servicii

Standardul 802.11 afirmă că fiecare rețea locală fără fir trebuie să ofere nouă servicii. Aceste servicii sunt împărțite în două categorii: cinci servicii legate de distribuție și patru servicii pentru stații. Serviciile de distribuție sunt legate de gestiunea apartenenței la celulă și de interacțiunea cu stațiile din afara celulei. Serviciile de stație sunt legate de activitatea în cadrul unei singure celule.

Cele cinci servicii de distribuție sunt oferite de către stațiile de bază și se ocupă de mobilitatea stațiilor pe măsură ce acestea intră și ies din celule, atașându-se și detașându-se de la stația de bază. Ele sunt următoarele:

1. **Asocierea**. Acest serviciu este folosit de către stațiile mobile pentru conectare la stația de bază. De obicei, el este utilizat exact după ce o stație se deplasează în acoperirea radio a stației de bază. La sosire, aceasta își anunță identitatea și capacitățile. Capacitățile includ: vitezele de date suportate, cererile de servicii PCF (de exemplu interogarea) și necesitățile de gestionare a consumului. Stația de bază poate accepta sau rejecta stația mobilă. Dacă stația mobilă este acceptată, atunci aceasta trebuie să se autentifice.
2. **Dezasocierea**. Atât stația, cât și stația de bază se pot dezasocia, rupând în acest fel relația. O stație trebuie să folosească acest serviciu înainte de a se închide sau de a pleca, iar stația de bază îl poate folosi și ea – de exemplu înainte de oprirea pentru întreținere.
3. **Reasocierea**. O stație își poate schimba stația de bază preferată utilizând acest serviciu. Facilitatea este utilă pentru stațiile mobile care se deplasează dintr-o celulă în alta. Dacă serviciul este folosit corect, nu se vor pierde date la trecere. (Dar 802.11, ca și Ethernetul, este numai un serviciu fără confirmare).
4. **Distribuția**. Acest serviciu determină modul în care sunt rutate cadrele trimise către stația de bază. Dacă destinația este locală stației de bază, cadrele pot fi trimise direct în aer. În caz contrar, ele vor trebui înaintate prin rețeaua cablată.

5. **Integrarea**. Dacă un cadru trebuie să circule printr-o rețea care nu este 802.11 și utilizează o schemă de adresare diferită și un format de cadre diferit, acest serviciu efectuează translatarea de la formatul 802.11 la formatul rețelei destinație.

Cele patru servicii rămase sunt servicii în interiorul celulei (adică sunt legate de acțiuni în interiorul unei singure celule). Ele sunt folosite după ce a avut loc asocierea și sunt următoarele:

1. **Autentificarea.** Deoarece comunicațiile fără fir pot fi recepționate sau emise cu ușurință de către stații neautorizate, o stație trebuie să se autentifice înainte de a i se permite să trimită date. După ce o stație mobilă a fost asociată de către o stație de bază (adică acceptată în cadrul celulei), stația de bază îi va trimite un cadru special de provocare pentru a verifica dacă stația mobilă cunoaște cheia secretă (parola) care i-a fost alocată. Stația va dovedi cunoașterea cheii prin criptarea cadrului provocare cu ea, urmată de trimiterea acestuia înapoi la stația de bază. Dacă rezultatul este corect, stația mobilă este pe deplin înscrisă în celulă. În standardul inițial, stația de bază nu trebuia să-și demonstreze identitatea către stațiile mobile, dar lucrul pentru eliminarea acestui defect din standard este în desfășurare.
2. **Deautentificarea.** Când o stație anterior autentificată dorește să părăsească rețeaua, aceasta este deautentificată. După deautentificare, stația nu va mai putea folosi rețeaua.
3. **Confidențialitatea.** Pentru ca informațiile transmise printr-o rețea fără fir să rămână confidențiale, acestea trebuie criptate. Acest serviciu gestionează criptarea și decriptarea. Algoritmul de criptare specificat este RC4, inventat de către Ronald Rivest de la M.I.T.
4. **Livrarea datelor.** În fine, transmisia datelor este subiectul principal, deci în mod evident 802.11 oferă o modalitate de a transmite și recepționa date. Din moment ce 802.11 este modelat după Ethernet și transmisia prin Ethernet nu este 100% sigură, transmisiile prin 802.11 nu sunt garantate nici ele să fie sigure. Nivelurile superioare trebuie detecteze și să corecteze erorile.

O celulă 802.11 are unii parametrii care pot fi inspectați și, în unele cazuri, ajustați. Aceștia sunt legați de criptare, intervale de expirare, viteze de transfer pentru date, frecvența balizelor și așa mai departe.

Rețelele locale fără fir bazate pe 802.11 încep să fie folosite peste tot în lume în clădiri de birouri, hoteluri, restaurante și campusuri. Se preconizează o creștere rapidă. Pentru unele date legate de desfășurarea extinsă a 802.11 la CMU, vezi (Hills, 2001).

4.5 REȚELE FĂRĂ FIR DE BANDĂ LARGĂ

Am stat în clădiri prea mult. Haideți să ieșim afară și să vedem dacă există rețele interesante acolo. Se pare că se întâmplă destul de multe pe acolo și o parte dintre acestea au de-a face cu așa numită ultimă-porțiune (ultima sută de metri). Odată cu deregularizarea serviciilor telefonice în multe țări, competitori ai companiilor telefonice fortificate au din ce în ce mai des permisiunea să ofere servicii de voce și de Internet la mare viteză. Există în mod sigur o mare cerere în domeniu. Problema este că desfășurarea de fibră, de cablu coaxial sau chiar de perechi torsadate de categoria 5 este prohibitiv de scumpă. Ce poate face atunci un competitor?

Răspunsul este simplu: rețele fără fir de bandă largă. Ridicarea unei antene mari pe un deal imediat în afara orașului și instalarea de antene direcționate către ea pe acoperișurile clienților este mult mai simplu și mai ieftin decât săparea de șanțuri și tragerea de cabluri prin acestea. Prin urmare, companiile de telecomunicații concurente au un interes important în a oferi servicii de comunicație fără fir la viteze de mulți megabiți pe secundă pentru voce, Internet, filme la cerere etc. După cum am văzut în fig. 2-30, LMDS a fost inventat pentru acest scop. Totuși, până de curând, fiecare companie și-a dezvoltat propriul sistem. Această lipsă de standarde a însemnat că software-ul și hardware-ul nu au putut fi produse pe scară largă, ceea ce a menținut prețurile la un nivel mare și acceptabilitatea la un nivel scăzut.

Mulți oameni din industrie au realizat faptul că existența unui standard pentru rețele fără fir de bandă largă era elementul cheie care lipsea, așa că organizației IEEE i s-a cerut să alcătuiască un comitet format din oameni din companii cheie și din mediul academic pentru a schița standardul. Următorul număr disponibil în schema de numerotare 802 era **802.16**, deci standardul a primit acest număr. Lucrul a început în iulie 1999, iar standardul final a fost acceptat în aprilie 2002. Oficial, standardul poartă numele "Interfață aeriană pentru acces fix la sisteme cu lățime mare de bandă fără fir". Totuși, unii preferă să îl numească **wireless MAN** (**Wireless Metropolitan Area Network**, rom. rețea de întindere metropolitană fără fir) sau **wireless local loop** (rom. buclă locală fără fir). Noi vom privi toți acești termeni ca fiind interschimbabili.

La fel ca și alte standarde din seria 802, 802.16 a fost puternic influențat de modelul OSI, incluzând (sub)nivelurile, terminologia, primitivele de servicii și altele. Din păcate, ca și standardul OSI, este destul de complicat. În următoarele secțiuni vom oferi o descriere sumară a lui 802.16, dar tratarea de aici este departe de a fi completă și lasă neacoperite multe detalii. Pentru informații adiționale despre servicii fără fir de bandă largă în general, vezi (Bolcskei et. al, 2001; și Webb, 2001). Pentru informații specifice despre 802.16, vezi (Eklund et al., 2002).

4.5.1 Comparație între 802.11 și 802.16

În acest moment probabil că vă întrebați: De ce să inventăm un nou standard? De ce nu folosim pur și simplu 802.11? Există câteva motive foarte bune pentru a nu folosi 802.11, în primul rând acela că 802.11 și 802.16 rezolvă probleme diferite. Înainte de a intra în terminologia lui 802.16, probabil că merită să spunem câteva cuvinte pentru a explica de ce este nevoie de un nou standard.

Mediile în care operează 802.11 și 802.16 sunt similare în multe privințe, în primul rând datorită faptului că sunt proiectate pentru a oferi comunicații fără fir de mare viteză. Dar de asemenea diferă din multe puncte de vedere majore. Pentru început, 802.16 oferă servicii pentru clădiri, iar clădirile nu sunt mobile. Ele nu migrează dintr-o celulă în alta. Mare parte din 802.11 tratează mobilitatea și o mare parte dintre aceste aspecte nu sunt relevante aici. Apoi, clădirile dispun de mai multe calculatoare, o complicație care nu apare atunci când stația finală este un singur calculator portabil. Pentru că proprietarii clădirilor sunt de obicei dispuși să cheltuiască mult mai mulți bani pe echipamente de comunicații decât proprietarii de calculatoare portabile, vor fi disponibile stații radio mai performante. Această diferență înseamnă și că 802.16 poate folosi comunicații cu duplex integral, lucru evitat de 802.11 pentru a menține prețurile la un nivel scăzut.

Pentru că 802.16 rulează peste o parte dintr-un oraș, distanțele implicate pot fi de mai mulți kilometri, ceea ce înseamnă că puterea absorbită la stația de bază poate varia mult de la o stație la alta. Această variație afectează raportul semnal-zgomot, care, la rândul lui, dictează mai multe scheme de

modulare. În același timp, comunicare deschisă peste un oraș înseamnă că securitatea și confidențialitatea sunt esențiale și obligatorii.

Mai mult, este foarte probabil ca fiecare celulă să aibă mult mai mulți utilizatori decât o celulă tipică 802.11 și este de așteptat ca acești utilizatori să consume o lățime de bandă mult mai mare decât utilizatorii tipici ai 802.11. Până la urmă, nu se întâmplă des ca o companie să invite 50 de angajați, cu calculatoare portabile, să se întâlnească într-o singură cameră pentru a vedea dacă se poate satura rețeaua 802.11 prin vizionarea în paralel pe a 50 de filme diferite. Din acest motiv, este nevoie de un spectru mai larg decât oferă banda ISM, forțând 802.16 să opereze într-o gamă de frecvențe mult mai înalte, de 10-66 GHz, singurul loc în care gama de frecvențe este încă disponibilă.

Dar aceste unde milimetrice au proprietăți fizice diferite decât undele mai lungi din ISM, ceea ce duce la necesitatea unui nivel fizic complet diferit. O proprietate a undelor milimetrice este aceea ca sunt puternic absorbite de apă (în mod special de ploaie, dar până la un anumit nivel și de către ninsoare, grindină și, cu puțin ghinion, de ceață deasă). În consecință, tratarea erorilor este mult mai importantă decât în mediile interioare. Undele milimetrice pot fi focalizate în fascicule direcționate (802.11 este omnidirecțional), deci soluțiile alese de 802.11 pentru propagarea multicăi sunt contestabile aici.

O altă problemă o constituie calitatea serviciului. Deși 802.11 oferă suport pentru trafic de timp real (folosind modul PFC), acesta nu a fost proiectat pentru telefonie și nici pentru utilizare multimedia intensivă. Dimpotrivă, ne așteptăm ca 802.16 să ofere suport complet pentru aceste aplicații, deoarece este gândit să fie folosit atât pentru mediul rezidențial, cât și pentru mediul de afaceri.

Pe scurt, 802.11 a fost proiectat pentru a fi un Ethernet mobil, pe când 802.16 a fost proiectat pentru a fi o televiziune prin cablu, fără fir, dar staționară. Aceste diferențe sunt atât de mari, încât standardele rezultate sunt foarte diferite: ele încearcă să optimizeze lucruri diferite.

O comparație foarte sumară cu sistemul de telefonie celulară este de asemenea interesantă. La telefoanele mobile avem de-a face cu stații mobile de bandă îngustă, orientate pe voce, cu putere scăzută, care comunică folosind unde de lungime medie. Nimeni nu urmărește (încă) filme de 2 ore, la rezoluție înaltă, pe telefoanele GSM. Chiar și UMTS are speranțe scăzute în a schimba această situație. Pe scurt, lumea rețelelor metropolitane fără fir este mult mai solicitantă decât lumea simplă a telefoanelor mobile, deci este necesar un sistem complet diferit. Întrebarea interesantă este dacă 802.16 poate fi folosit pentru dispozitive mobile în viitor. Nu a fost optimizat pentru această utilizare, dar posibilități există. Pentru moment, standardul se concentrează pe rețele fixe fără fir.

4.5.2 Stiva de protocoale 802.16

Stiva de protocoale 802.16 este prezentată în fig. 4-31. Structura generală este similară cu cea a celorlalte rețele 802, dar are mai multe subniveluri. Subnivelurile inferioare se ocupă de transmisie. Radioul tradițional de bandă îngustă folosește scheme de modulare convenționale. Deasupra nivelului de transmisie fizic este un subnivel de convergență pentru a ascunde diferitele tehnologii de nivelul legătură de date. De fapt și 802.11 are ceva asemănător, dar comitetul a decis să nu-l formalizeze cu un nume asemănător OSI.

Cu toate că nu le-am prezentat în figură, două noi protocoale de nivel fizic sunt în lucru deja. Standardul 802.16a va oferi suport pentru OFDM în gama de frecvențe 2-11 GHz. Standardul 802.16b va lucra în banda ISM de 5 GHz. Ambele constituie încercări de apropiere de 802.11.

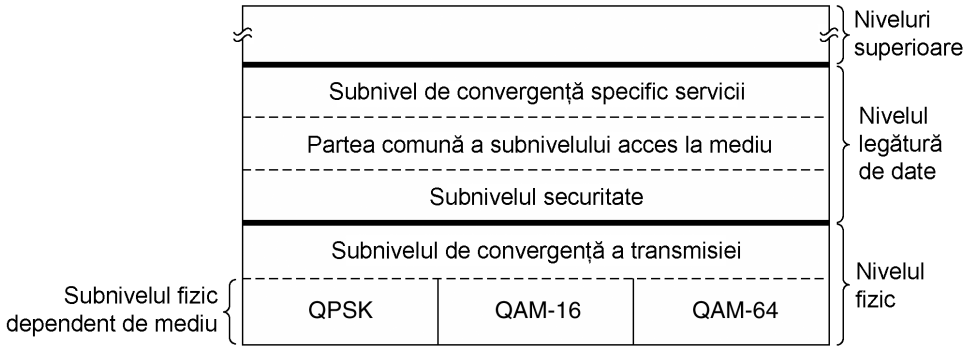


Fig. 4-31. Stiva de protocoale 802.16.

Nivelul legătură de date este constituit din trei subniveluri. Cel mai de jos se ocupă de confidențialitate și securitate, aspecte mult mai importante pentru rețelele publice de exterior decât în cadrul rețelelor private de interior. Acest subnivel gestionează cheile, criptarea și decriptarea.

Următorul este subnivelul comun de acces la mediu. Aici sunt localizate protocoalele principale, cum ar fi cel de gestiune a canalelor. Modelul presupune ca stația de bază să controleze sistemul. Aceasta poate planifica canalul către abonat (cu baza la abonat) în mod foarte eficient și joacă de asemenea un rol major în gestionarea canalelor de la abonat (adică abonat către bază). O facilitate neobișnuită a subnivelului de acces la mediu este aceea că, spre deosebire de toate celelalte rețele 802, este complet orientat pe conexiune, pentru a putea garanta calitatea serviciilor pentru comunicații multimedia și pentru telefonie.

Subnivelul de convergență joacă rolul subnivelului de legătură logică din celelalte protocoale 802. Scopul său este interfațarea cu nivelul rețea. O complicație în acest caz este aceea că 802.16 a fost proiectat pentru a integra fără diferențiere atât protocoale cu datagrame (de ex. PPP, IP și Ethernet), cât și ATM. Problema este că protocoalele cu datagrame sunt fără conexiune, pe când ATM-ul este orientat conexiune.

Aceasta înseamnă că fiecare legătură ATM trebuie să fie suprapusă peste o legătură 802.16, în cel mai direct mod posibil. Totuși, peste care legătură 802.16 ar trebui suprapus un pachet IP recepționat? Această problemă este rezolvată în cadrul acestui subnivel.

4.5.3 Nivelul fizic 802.16

Așa cum am menționat și mai înainte, transmisia fără fir de bandă largă are nevoie de un spectru larg și singura posibilitate de a obține acest spectru este în zona 10-66 GHz. Astfel de unde milimetrice prezintă o proprietate interesantă, care nu există la undele mai lungi: ele se propagă în linii drepte, diferit față de sunet, însă foarte asemănătoare cu lumina. O consecință directă este faptul că o stație de emisie poate avea multiple antene, fiecare îndreptată spre o zonă diferită a ariei de acoperire, așa cum este prezentat în fig. 4-32. Fiecare sector are proprii utilizatori și este independent într-o mare măsură de zonele adiacente, fapt care nu este prezent și în cazul sistemelor cu celule radio, unde transmisia este în toate direcțiile.

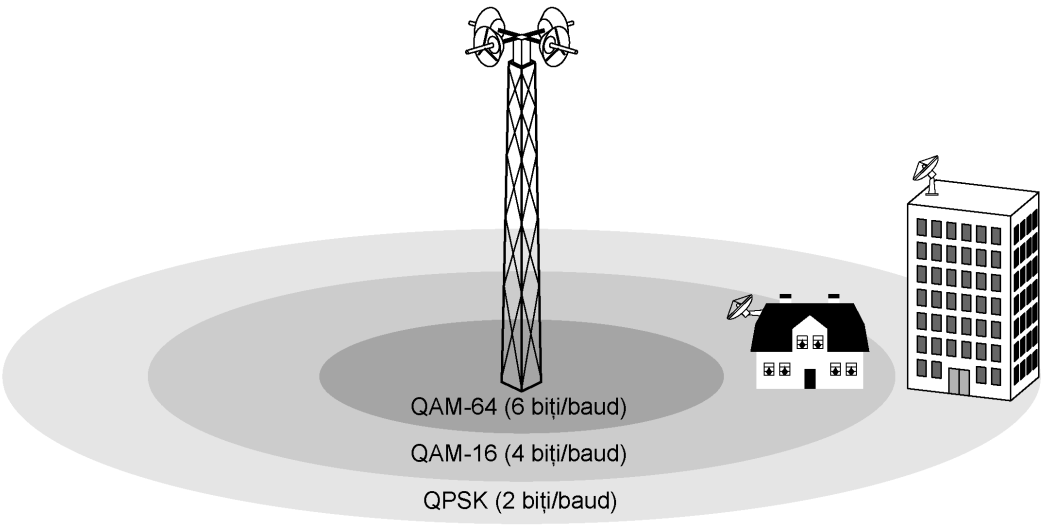


Fig. 4-32. Transmisia la 802.16.

Cum puterea semnalului este milimetrică, acoperirea scade proporțional cu distanța de la stația de emisie, raportul semnal/zgomot scade de asemenea, proporțional cu aceeași distanță. Din acest motiv, 802.16 are trei scheme de modulare diferite, în funcție de cât de departe este stația abonat de stația de emisie. Pentru abonații foarte apropiați de stația de emisie, este folosit QAM-64, cu 6 biți/baud. Pentru o distanță medie, este folosit QAM-16, cu 4 biți/baud. QPSK este folosit pentru abonații aflați la o distanța considerabilă și suportă 2 biți/baud. Spre exemplu, pentru un spectru tipic de 25 MHz, QAM-64 oferă 150 Mbps, QAM-16 doar 100 Mbps, în timp ce QPSK atinge până la 50 Mbps. Cu alte cuvinte, cu cât abonatul se află la o distanță mai mare de stația de emisie, cu atât viteza de transmisie scade (este asemănător cu ceea ce am văzut la ADSL, fig. 2-27). Diagramele sub formă de constelație pentru cele trei tipuri de modulație au fost prezentate în fig. 2-25.

Având ca scop crearea unui sistem de bandă largă în prezența limitărilor fizice descrise mai sus, designerii lui 802.16 au lucrat din greu la folosirea eficientă a spectrului disponibil. Unul din lucrurile pe care nu le-au apreciat a fost modul în care lucrează sistemele GSM și DAMPS. Amândouă utilizează, pentru traficul de recepție și pentru cel de emisie, benzi de frecvență diferite, egale ca dimensiune (simetrice). Dacă pentru voce traficul este simetric în cea mai mare parte, pentru accesul la Internet traficul este mult mai puternic la recepție decât la transmisie. Din aceste considerente, 802.16 oferă o modalitate mult mai flexibilă de a aloca banda de transfer. Sunt folosite două scheme, **FDD** (**Frequency Division Duplexing**, rom: transmisie duplex prin **d**ivizarea în frecvență) și **TDD** (**Time Division Duplexing – t**ransmisie duplex prin divizarea în timp). A doua schemă este prezentată în fig. 4-33. În acest caz, stația de emisie trimite periodic cadre. Fiecare cadru conține unități de timp. Primele sunt folosite la traficul de recepționare. Urmează o perioadă de timp de gardă, folosită de stații pentru a schimba direcția de transmisie. În cele din urmă avem intervalul în care se transmit datele locale. Numărul de cuante de timp alocat fiecărui tip de transmisie poate fi modificat dinamic astfel încât banda de transfer să fie folosită cât mai eficient.

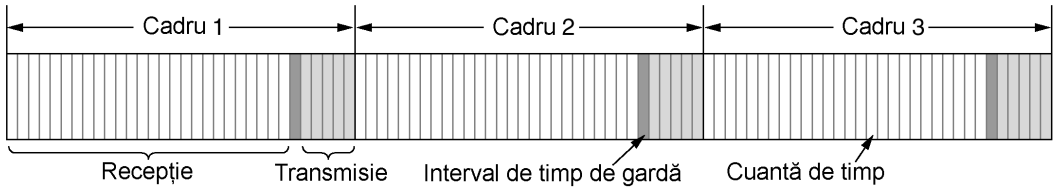


Fig. 4-33. Cadre și intervale de timp în TDD.

Traficul de recepție este suprapus peste cuantele de timp de către stația de emisie. Stația de emisie are controlul deplin pentru acest trafic. Traficul de transmisie este mult mai complex și depinde de calitatea cerută de serviciul accesat. Vom discuta despre alocarea intervalelor de timp când vom prezenta subnivelul MAC, puțin mai jos.

O altă caracteristică interesantă a nivelului fizic este posibilitatea de a împacheta mai multe cadre MAC într-o singură transmisie fizică. Aceasta crește eficiența, prin reducerea numărului total de preambuluri și antete folosite.

De notat este și folosirea codurilor Hamming pentru corecția în avans la nivelul fizic. Aproape toate celelalte tipuri de rețele se bazează pur și simplu pe trimiterea unor sume de control pentru detectarea erorilor, iar apoi cer retransmisia dacă unul din cadre a fost recepționat eronat. În cazul transmisiilor de bandă largă sunt estimate atât de multe erori, încât corectarea erorilor se face chiar la nivelul fizic, pe lângă sumele de control de la nivelurile superioare. În ansamblu, efectul pe care îl au toate acestea este de a face canalul să pară mai bun decât este în realitate (în același mod în care CD-ROM-urile par a fi foarte fiabile, și toate acestea doar pentru că mai mult de jumătate din numărul total de biți sunt folosiți la corectarea de erori la nivelul fizic).

4.5.4 Protocolul subnivelului MAC la 802.16

Nivelul legătură de date este împărțit în trei subniveluri, așa cum am văzut în fig. 4-31. Cum nu vom studia criptografia înainte de cap. 8, este mai dificil de explicat acum modul de funcționare a subnivelului de securitate. Este suficient însă să afirmăm că tehnicile de criptare sunt folosite pentru a păstra toate datele transmise secrete. Antetele nu sunt criptate, ci doar informația utilă. Aceasta înseamnă că cineva poate să urmărească cine cu cine comunică, dar nu poate înțelege conținutul mesajelor.

Dacă aveți deja câteva cunoștințe despre criptografie, urmează un scurt paragraf ce explică subnivelul de securitate. Dacă nu cunoașteți nimic despre criptografie, este puțin probabil să găsiți următorul paragraf foarte folositor (însă îl puteți lua în considerare după ce ați parcurs cap. 8).

În momentul în care un abonat se conectează la o stație de emisie, el execută o autentificare mutuală folosind RSA cu cheie publică și certificatele X.509. Datele utile sunt criptate folosind sistemul de chei simetrice, ori DES triplu, ori folosind înlănțuirea de blocuri cu cifru. Algoritmul AES (Rijndael) e posibil să fie adăugat în curând. Verificările de integritate sunt făcute folosind SHA-1. Nu e așa că nu a fost chiar atât de greu?

Haideți să aruncăm o privire peste partea principală a subnivelului MAC. Cadrele MAC ocupă un număr întreg de perioade de timp ale nivelului fizic. Fiecare cadru este format din subcadre, dintre care primele două reprezintă mapările pentru traficul de recepție și de transmisie. Aceste mapări relevă ce corespunde fiecărui interval de timp și ce cuante de timp sunt libere. Maparea pentru recepție conține și un număr de parametri de sistem, pentru a informa noile stații cu care intră în contact.

Canalul pentru recepție este destul de simplu, stația de emisie decide ce conține fiecare subcadru. Canalul de transmisie este mai complicat deoarece mai mulți abonați intră în competiție pentru acces. Alocarea acestui canal este legată de problemele de calitate a serviciului. Sunt definite patru clase de servicii:

1. Serviciu cu viteză constantă de transmisie
2. Serviciu pentru aplicații de timp real
3. Serviciu pentru aplicații care nu necesită timp real
4. Serviciu de tip cea mai bună încercare (best-effort)

Toate serviciile lui 802.16 sunt orientate pe conexiune, iar fiecare dintre conexiuni este stabilită la configurare la unul din tipurile de mai sus. Arhitectura este mult diferită de 802.11 și Ethernet, care nu prezintă conexiuni la subnivelul MAC.

Serviciul cu viteză constantă de transmisie este folosit pentru transmisie de voce, necompresată, la fel ca pe canalele T1. Acest serviciu are nevoie să trimită o valoare predeterminată de date, la un interval de timp stabilit apriori. Fiecărei conexiuni de acest tip îi este dedicat un număr de intervale de timp. Odată banda de transfer alocată, intervalele de timp sunt puse la dispoziție automat, fără a mai fi nevoie să fie cerute spre alocare.

Serviciul de aplicații de timp real este destinat aplicațiilor media compresate sau altor aplicații software de timp real, în care nevoia de bandă de transfer poate varia. Intră în atribuțiile stației de emisie să îl întrebe pe abonat, la un interval fixat de timp, de câtă bandă de transfer are nevoie.

Serviciul pentru aplicații ce nu necesită timp real este utilizat pentru transmisii mari de date, cum ar fi transferurile de fișiere mari ca dimensiuni. În acest caz, stația de emisie interoghează abonatul des, însă nu la intervale fixate de timp. Un abonat care transmite constant date poate cere, prin intermediul cadrelor sale, o interogare din partea stației de emisie, pentru a putea trimite date suplimentare.

Dacă o stație nu răspunde la o interogare repetată de k ori într-un anumit interval de timp, stația de emisie o va trece pe aceasta într-un grup căruia îi transmite unitar și îi anulează dreptul la o interogare individuală. Când un astfel de grup este interogat, oricare dintre stații poate răspunde, toate intrând în competiție pentru serviciul cerut. În acest fel, stațiile cu un trafic mic nu consumă inutil interogările stației de emisie.

În cele din urmă, serviciul fără garanție este valabil pentru toate celelalte cazuri. În acest caz nu există interogări, iar abonații trebuie să intre în competiție directă pentru servicii. Cererile de bandă de transfer sunt făcute în acele cuante de timp marcate ca fiind libere în cadrele primite în zona de transmisie pentru conectări. Dacă o cerere a fost satisfăcută, aceasta va fi notată în cadrul următor, în zona de mapare a recepționărilor. Abonatul va trebui să reîncerce conectarea în caz că cererea nu a fost satisfăcută. Pentru a minimaliza coliziunile este folosit algoritmul de regresie exponențială de la Ethernet.

Standardul definește două forme de alocare a benzii de transfer: pentru stație și pentru conexiune. În primul caz, spre exemplu, abonatul face cerere de bandă de transfer în numele tuturor utilizatorilor dintr-o clădire. Când banda de transfer îi este acordată, abonatul va acorda o parte din aceasta fiecărui utilizator, în funcție de cererile primite de el apriori. În forma a doua de alocare a benzii de transfer (pentru fiecare conexiune), stația de emisie se ocupă de fiecare conexiune în mod direct.

4.5.5 Structura cadrului 802.16

Toate cadrele MAC încep cu un antet generic. Antetul este urmat, opțional, de datele utile și tot opțional de o sumă de control (CRC), așa cum este ilustrat în fig. 4-34. Prezența informației utile nu este necesară în cadrele de control, cum sunt de exemplu cadrele pentru alocarea canalelor. Suma de control este și ea opțională datorită existenței corecției de erori la nivelul fizic și datorită faptului că nu se încearcă niciodată retransmiterea cadrelor de timp real. Dacă nu se folosește retransmisia, de ce să ne complicăm cu o sumă de control?

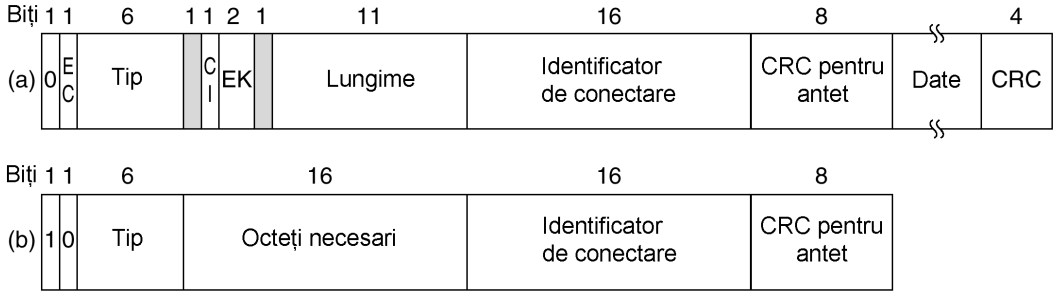


Fig. 4-34. (a)Cadru generic. (b)Cadru de cererea a benzii de transmisie.

Urmează o scurtă descriere asupra câmpurilor din fig. 4-34(a). Bitul *EC* arată dacă informația utilă este sau nu criptată. Câmpul *Tip* identifică tipul cadrului și, în esență, informează dacă este prezentă împachetarea sau fragmentarea. Câmpul *CI* indică absența sau prezența sumei de control. În câmpul *EK* se menționează care dintre cheile de criptare este folosită. Câmpul *Lungime* oferă informații despre lungimea completă a cadrului, incluzând și antetul. Identificatorul de conectare arată cărei conexiuni aparține acest cadru. În cele din urmă, câmpul CRC pentru antet reprezintă o sumă de control aplicată doar antetului, folosind polinomul x^8+x^2+x+1.

Al doilea tip de antet, cel din fig. 4-34(b), este folosit pentru cererile de bandă de transfer. El începe cu primul bit de valoare 1, în loc de 0, și este similar cu cadrul generic, cu excepția faptului că al doilea și al treilea octet formează un număr de 16 biți, care precizează mărimea benzii de transfer necesară. Cadrele de cerere de bandă de transfer nu poartă nici o informație utilă și nici un câmp CRC.

Ar mai fi multe de spus despre 802.16, însă nu mai este loc pentru aceasta. Prin urmare, pentru mai multe informații, vă rugăm să consultați standardul.

4.6 BLUETOOTH

În 1994, compania L. M. Ericsson a început să fie interesată în a conecta telefoanele mobile pe care le producea cu alte dispozitive (de exemplu, PDA) fără a folosi cabluri. Împreună cu alte patru companii (IBM, Intel, Nokia și Toshiba) a creat un SIG (Special Interest Group, rom: grup special de interes sau consorțiu) pentru a dezvolta un standard de comunicație fără fir pentru interconectarea dispozitivelor de calcul și comunicare și a accesoriilor folosind frecvențe radio pe distanțe scurte care beneficiază de avantajul de a fi o tehnologie ieftină și fără un consum mare de putere. Proiectul

a fost numit **Bluetooth** după numele regelui viking Harald Blaatand (Bluetooth), ce a ”unificat” (cucerit) Danemarca și Norvegia, desigur tot fără cabluri.

Deși ideea inițială era doar aceea de a scăpa de cablurile dintre dispozitive, încetul cu încetul standardul s-a dezvoltat și a intrat în scurt timp în aria rețelelor locale fără fir. Pe de o parte, această schimbare are avantajul de a face standardul mai util, dar pe de altă parte se creează o competiție cu 802.11. Mai mult decât atât, cele două sisteme interferează electric între ele. Este bine de menționat ca Hewlett-Packard a introdus o rețea infraroșu pentru conectarea fără fire a perifericelor în urmă cu câțiva ani, dar nu a ajuns foarte departe cu aceasta.

Fără a fi descurajat de acest fapt, în iulie 1999, SIG Bluetooth a publicat specificația 1.0, având aproximativ 1500 de pagini. La scurt timp, grupul de standardizare IEEE a preluat standardul Bluetooth în aria sa de standarde pentru rețele personale fără fir și a început să îl ajusteze. Deși pare ciudat să se încerce să se standardizeze ceva ce a fost deja foarte bine detaliat în specificații și pentru care nu există nici o incompatibilitate care să aibă nevoie de armonizare, istoria arată că redactarea unui standard de către o entitate neutră, așa cum este IEEE, a dus de cele mai multe ori la promovarea tehnologiei respective. Pentru a fi mai exacți, trebuie menționat că specificația Bluetooth este elaborată pentru întregul sistem, de la nivelul fizic și până la nivelul aplicație. Comitetul 802.15 standardizează numai nivelul fizic și nivelul de legătură de date, restul stivei de protocoale nefiind în afara atenției sale.

Chiar dacă IEEE a aprobat în 2002 primul standard pentru rețele personale 802.15.1, SIG Bluetooth este încă foarte activ la îmbunătățirea standardului. În ciuda faptului că versiunile emise de SIG Bluetooth și IEEE nu sunt identice, se speră că în curând cele două vor converge spre un standard comun.

4.6.1 Arhitectura Bluetooth

Haideți să începem studiul nostru asupra sistemului Bluetooth cu o scurtă prezentare de ansamblu asupra a ceea ce conține și ce este proiectat să facă. Unitatea de bază a unui sistem Bluetooth este un **piconet** (**pico rețea**) format dintr-un nod stăpân (master) și până la 7 noduri sclav (slave), toate într-o regiune cu diametrul maxim de 10 metri. Mai multe piconet-uri pot exista în aceeași încăpere și chiar pot fi conectate printr-un nod de trecere, așa cum arată fig. 4-35. O colecție interconectată de piconet-uri este denumită **scatternet** (**rețea dispersată**).

În afara celor șapte noduri sclav active dintr-un piconet, în rețea pot exista până la 255 de noduri în modul parcat. Acestea sunt dispozitive pe care stăpânul le-a trecut în modul de consum redus, economisind astfel consumul de putere de la baterii. În modul parcat, un dispozitiv nu poate face altceva decât să răspundă la semnalele temporare ale stăpânului sau la cele de activare. De asemenea, există încă două stări intermediare: așteptare și „ascultare” (eng. sniff), însă ele nu vor fi discutate în această parte.

Motivul pentru care s-a ales arhitectura stapân/sclav este acela că designerii au intenționat să faciliteze o implementare completă a cipurilor Bluetooth sub 5$. Consecința acestei decizii este aceea că sclavii sunt destul de limitați, și, în esență, ei fac doar ceea ce le spune stăpânul să facă. Ca principiu de bază, un piconet este un sistem TDM centralizat, în care stăpânul controlează ceasul și determină care dispozitiv primește dreptul de a comunica și pentru ce perioadă de timp. Toate comunicațiile sunt între stăpân și sclav; nu pot exista comunicații directe sclav-sclav.

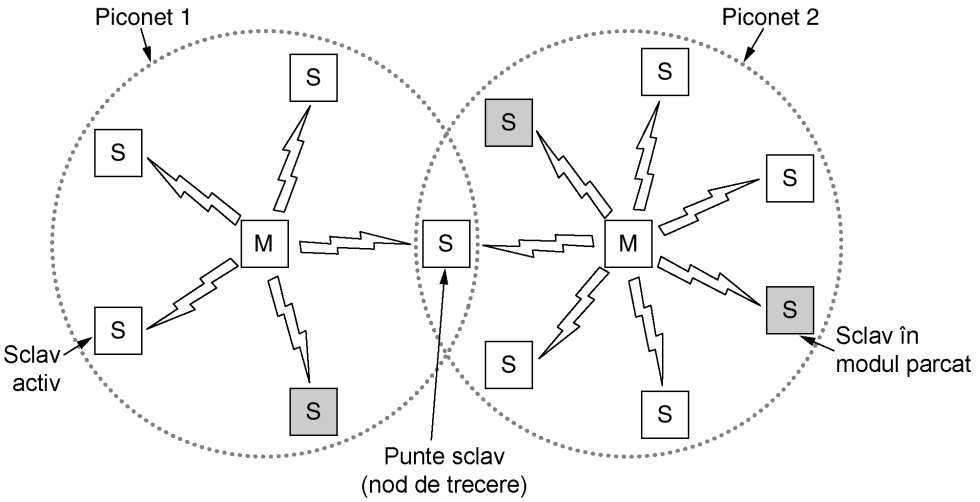


Fig. 4-35. Doua piconet-uri pot fi conectate să formeze o rețea dispersată (scatternet).

4.6.2 Aplicații Bluetooth

Majoritatea protocoalelor de rețea oferă doar canale între entitățile comunicante și lasă designerii de aplicații să decidă în ce mod vor să le folosească. Spre exemplu, 802.11 nu specifică dacă utilizatorii ar trebui să folosească notebook-urile personale pentru a-și citi emailul, pentru a naviga pe internet, sau orice altceva. Spre deosebire de acestea, specificația Bluetooth V1.1 definește 13 aplicații specifice care sunt suportate și oferă stive diferite de protocoale pentru fiecare dintre ele. Din păcate, această abordare este destul de complexă și de aceea în această carte vom încerca să simplificăm anumite aspecte. Cele 13 aplicații, denumite **profiluri**, sunt enumerate în fig. 4-36. Uitându-ne sumar la ele, putem să determinăm mult mai ușor care sunt intențiile SIG Bluetooth.

Denumire	Descriere
Acces generic	Proceduri pentru întreținerea legăturii
Descoperire de servicii	Protocol de descoperire a serviciilor oferite
Port serial	Înlocuitor pentru cablul de port serial
Intershimbare generică a obiectelor	Definește relația client-server pentru vehicularea de obiecte
Acces la rețeaua locală	Protocol între un calculator mobil și o rețea fixă
Rețea pe linie telefonică	Oferă posibilitatea ca un notebook să se apeleze folosind un telefon mobil
Fax	Permite unui fax mobil să comunice cu un telefon mobil
Telefonie fără fir	Conectează un set de căști de stația sa locală de emisie
Emitator-Receptor portabil (Intercom)	Radio-telefon portabil digital
Căști de telefon cu transmițător	Permite transmisii de voce hands-free (fără folosirea mâinilor)
Trimitere a obiectelor	Oferă o modalitate de schimbare a obiectelor simple
Transfer de fișiere	Oferă o facilitate mai generală de transfer de fișiere
Sincronizare	Oferă posibilitatea unui PDA să se sincronizeze cu un calculator

Fig. 4-36. Profiluri Bluetooth.

Profilul de acces generic nu este o aplicație în sine, ci este mai degrabă o bază pe care se pot construi aplicațiile reale. Principala sa atribuție este să ofere posibilitatea de a crea și a menține

conexiuni (canale) sigure între stăpân și sclav. De asemenea, profilul de descoperire a serviciilor este relativ generic. El este folosit de dispozitive pentru a descoperi ce servicii sunt oferite de către alte stații din rețea. Toate dispozitivele Bluetooth trebuie să implementeze aceste două profiluri. Celelalte rămân opționale.

Profilul de port serial este un protocol de transport care este folosit de majoritatea celorlalte profiluri. Acesta emulează o linie serială și este foarte util în special pentru aplicațiile mai vechi care necesit o astfel de facilitate.

Profilul de interschimbare generică a obiectelor definește o relație client-server pentru transmisia de date. Clienții inițiază operații, însă un sclav poate fi sau client sau server. Ca și profilul de port serial, este un punct de pornire pentru celelalte profiluri.

Următorul grup de trei profiluri este pentru lucrul în rețea. Profilul de acces la rețeaua locală permite unui dispozitiv Bluetooth să se conecteze la o rețea specificată. Acest profil este un competitor direct cu 802.11. Profilul de dial-up de rețea a fost motivația inițială a întregului proiect. El permite ca un notebook să se conecteze fără fire la un telefon mobil ce conține un modem intern. Profilul de fax este similar cu cel de dial-up de rețea, cu diferența că permite ca un fax neconectat la rețeaua de telefonie să trimită și să primească faxuri folosind telefoane mobile, fără existența unui fir între cele două.

Următoarele trei profiluri sunt pentru telefonie. Profilul de telefonie fără fir oferă o modalitate de a conecta un set de căști fără fir la stația de telefon. Momentan, majoritatea telefoanelor fără fir nu pot fi folosite și ca telefoane mobile, dar în viitor, este posibil ca telefoanele mobile și cele fără fir să devină unul și același lucru. Profilul Emițător-Receptor portabil (intercom) permite ca două telefoane să fie interconectate ca radiotelefoane portabile (walkie-talkie). În sfârșit, profilul pentru căști oferă comunicații de voce între căști cu transmițător și stația de bază a telefonului, spre exemplu, pentru comunicații fără intervenție manuală (hands-free) în timpul condusului mașinii.

Ultimele trei profiluri sunt folosite pentru schimburi de obiecte între două dispozitive fără fir. Acestea ar putea fi cărți de vizită, poze sau fișiere cu date. În particular, profilul de sincronizare este adresat încărcării de date pe un PDA sau notebook când părăsește locuința și colectarea de date de la acesta la revenire.

Era oare cu adevărat necesar să fie menționate toate aceste aplicații în detaliu și să fie create diferite stive de protocoale pentru fiecare dintre ele? Poate că nu era necesar, însă au existat diferite grupuri de lucru care au divizat standardul în părți mai mici și fiecare dintre ele și-a concentrat eforturile spre rezolvarea unei probleme specifice și a creat propriul profil. Gândiți-vă la aceasta ca la o aplicație pentru legea lui Conway (în aprilie 1968, în revista Datamation, Melvin Conway observa că atunci când propui la n persoane să scrie un compilator, primești ca soluție un compilator cu n-treceri de compilare, sau și mai general, structura software oglindește structura grupului care l-a produs). Era deci posibil să fie finalizate doar două stive de protocoale în loc de treisprezece, unul pentru transferul de fișiere și unul pentru fluidizarea comunicațiilor real-time.

4.6.3 Stiva de protocoale Bluetooth

Standardul Bluetooth conține mai multe protocoale grupate în niveluri. Structura nivelurilor nu respectă modelul OSI, modelul TCP/IP, modelul 802 sau oricare alt model existent. Totuși, IEEE lucrează la modificarea acestuia astfel încât să urmeze cât mai bine tiparul 802. Arhitectura de bază a protocolului Bluetooth, așa cum a fost modificată de comitetul 802, este prezentată în fig. 4-37.

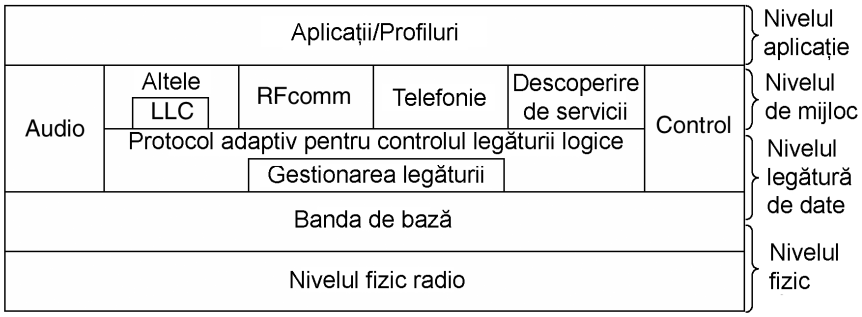


Fig. 4-37. Versiunea 802.15 a arhitecturii protocolului Bluetooth.

Nivelul de bază este reprezentat de nivelul fizic radio, care corespunde destul de bine nivelului fizic din modelele OSI și 802. El se ocupă cu transmisia radio și modularea semnalului. Atenția, în cadrul acestui nivel, s-a focalizat pe modelarea unui sistem ieftin astfel încât acesta să devină rapid un produs de larg consum. Nivelul bandă de bază este întrucâtva analog cu subnivelul MAC, însă include elemente de nivel fizic. El se ocupă de modul în care stăpânul controlează unitățile de timp și cum acestea sunt grupate în cadre.

Apoi urmează un nivel cuprinzând un grup de protocoale relativ asemănătoare. Gestionarul legăturii se ocupă cu stabilirea de canale logice între dispozitive, incluzând consumul de putere, autentificarea și calitatea serviciilor. Protocol adaptiv pentru controlul legăturii logice (adesea numit L2CAP – Logical Link Control Adaptation Protocol, rom: protocol de adaptare a controlului legăturii logice) oferă o interfață nivelurilor superioare prin ascunderea detaliilor de transmisie. El este analog cu subnivelul LLC din standardul 802, însă, din punct de vedere tehnic, este diferit de acesta. Așa cum sugerează și numele, protocolul de control și cel audio se ocupă de control și respectiv, de partea audio. Aplicațiile pot apela direct la acesta fără a avea nevoie de intermedierea protocolului L2CAP.

Nivelul următor este nivelul de mijloc și acesta conține o îmbinare de protocoale diferite. Nivelul LLC 802 a fost inserat aici de către IEEE pentru compatibilitatea sa cu celelalte rețelele 802. Protocoalele RFcomm, de telefonie și serviciul de descoperire sunt native. RFcomm (Radio Frequency communication, rom: comunicare pe frecvențe radio) este protocolul care emulează portul serial standard pe care îl găsim la orice PC obișnuit, pentru interconectarea de tastatură, mouse și modem, precum și pentru alte dispozitive. El a fost dezvoltat pentru a permite dispozitivelor perimate să îl folosească în continuare cu ușurință. Protocolul de telefonie este un protocol de timp real folosit pentru profilurile orientate pe 3 legături. El se ocupă și de stabilirea și de terminarea conexiunii. În cele din urmă, protocolul de descoperire a serviciilor este folosit pentru găsirea serviciilor din rețea.

Nivelul cel mai înalt este cel în care sunt localizate aplicațiile și profilurile. Ele se folosesc de protocoalele din nivelurile inferioare pentru a își realiza sarcinile. Fiecare aplicație are un subset propriu dintre aceste protocoale. Dispozitivele specifice, cum sunt căștile, conțin exclusiv acele protocoale necesare aplicației. În secțiunile următoare vom studia cele mai de jos trei niveluri din stiva de protocoale Bluetooth, deoarece acestea corespund în oarecare măsură cu subnivelurile fizic și MAC.

4.6.4 Nivelul Bluetooth radio

Nivelul radio transmite biții de la stăpân la sclav sau vice-versa. Este un sistem de putere mică cu o rază de acoperire de 10 metri, în banda de 2.4 GHz ISM. Banda este divizată în 79 de canale de 1

MHz fiecare. Modularea se face prin deplasarea în frecvență a cheilor, cu un bit pe Hz, realizând în total o rată de transfer de date de 1 Mbps, însă o mare parte din aceasta este consumată de supraîncărcare. Pentru a aloca rezonabil canalele, se folosește metoda FHSS (salturi de frecvență într-un spectru larg) cu 1600 salturi/sec și cu intervalul de timp de 62 μs. Toate nodurile dintr-un piconet rulează simultan, stăpânul dictând secvența de rulare.

Deoarece și 802.11 și Bluetooth operează în banda ISM de 2.4 GHz, pe aceleași 79 de canale, ele interferează unul cu celalalt. Întrucât rata de eșantionare a timpului Bluetooth este mult mai mare decât la 802.11, este mult mai probabil ca un dispozitiv Bluetooth să întrerupă transmisia unui 802.11 decât invers. Dat fiind faptul că 802.11 și 802.15 sunt amândouă standarde IEEE, organizația caută o soluție la această problemă, dar nu este deloc simplu știind că ambele sisteme folosesc banda ISM din același motiv: aceasta nu are nevoie de o licență de utilizare. Standardul 802.11a folosește cealaltă lungime de bandă ISM (5 GHz), însă are o rază mult mai scurtă decât cea a lui 802.11b (datorită fenomenelor fizice legate de undele radio), așadar folosirea 802.11a nu este o soluție foarte bună în toate cazurile. Câteva companii au rezolvat problema dând vina pe Bluetooth. O soluție de marketing ar fi ca rețeaua cu mai multă putere (politică și economică, nu electrică) să ceară părții mai slabe să își modifice standardul, pentru a nu mai interfera cu ea. Câteva idei în legătură cu această problemă sunt oferite în (Lansford et. co., 2001).

4.6.5 Nivelul bandă de bază Bluetooth

Nivelul bandă de bază este cea mai apropiată legătură pe care Bluetooth o are cu subnivelul MAC. Acesta transformă o secvența de biți într-un cadru și definește câteva formate de bază. În forma cea mai simplă, stăpânul din fiecare piconet definește o serie de cuante de timp de 625 μs; transmisia stăpânului se desfășoară în cuantele de timp pare, iar transmisia sclavilor în intervalele de timp impare. Aceasta este metoda tradițională de diviziune multiplexată a timpului, cu stăpânul preluând jumătate din perioadele de timp și sclavii împărțind cealaltă jumătate. Cadrele pot ocupa 1, 3 sau 5 cuante de timp.

În schema de alimentare sunt preconizate 250-260 μs pentru fiecare salt, pentru a putea permite stabilizarea circuitelor radio. Setări mai rapide decât atât sunt posibile numai la un cost mai ridicat. Pentru un singur cadru, după calibrare, 366 din cei 625 de biți sunt pierduți. Din aceștia, 126 sunt folosiți la codul de acces și la antet, lăsând ceilalți 240 de biți pentru date. Când cadrele ocupă cinci cuante de timp, este necesară o singură perioadă de stabilizare a circuitelor, așa că din 5 x 625 = 3125 de biți în cinci intervale de timp, 2781 sunt disponibili pentru nivelul bandă de bază. În concluzie, cadrele mai lungi sunt mult mai eficiente decât cele scurte, formate pe o singură cuantă de timp.

Fiecare cadru este transmis pe un canal logic, numit **legătură** (**link**), între stăpân și sclav. Există două tipuri de legături. Primul tip este denumit legătură **ACL** (**Asynchronous Connection-Less,** rom: Asincron fără conexiune) și este utilizat pentru comutarea de pachete de date ce sunt disponibile la intervale neregulate de timp. Aceste date sunt primite de la nivelul L2CAP la transmițător și sunt emise către nivelul L2CAP de la receptor. Traficul ACL este realizat în metoda „cea mai bună încercare” (best-effort). Nu sunt oferite nici un fel de garanții. Cadrele pot fi pierdute și atunci este necesară retransmiterea lor. Un sclav poate avea cel mult o legătură ACL la stăpânul său.

Celălalt tip este denumit legătură **SCO** (**Synchronous Connection Oriented,** rom: sincron orientat pe conexiune), fiind folosit pentru date reale, cum sunt transmisiile telefonice. Acestui tip de canal îi este alocat un număr fix de cuante de transmisie în fiecare direcție. Datorită naturii critice a legăturilor SCO, cadrele trimise pe aceste legături nu sunt niciodată retransmise. În schimb, pot fi

folosite mecanisme de corecție în avans a erorilor pentru a avea un grad mai mare de încredere. Un sclav poate avea până la trei legături SCO către stăpânul său. Fiecare legătură SCO poate transmite 64.000 bps PCM pe canal audio.

4.6.6 Nivelul L2CAP Bluetooth

Nivelul L2CAP are trei funcții majore. Prima funcție este aceea de a accepta pachete până la 64 KB de la nivelurile superioare și de a le sparge în cadre pentru transmisie. La sfârșit, cadrele sunt reasamblate în pachete.

A doua funcție este de a multiplexa și demultiplexa pachete provenite de la diverse surse. Când un pachet a fost reasamblat, nivelul L2CAP determină cărui protocol superior îi este adresat, spre exemplu RFcomm sau telefonic.

A treia funcție este aceea de a garanta calitatea serviciilor cerute, atât în timpul realizării conexiunii cât și în timpul operațiilor obișnuite. De asemenea, la configurare este negociat și maximul de informație utilă permisă, pentru a preveni situația în care un dispozitiv ce generează pachete mari suprasolicită un dispozitiv care folosește pachete mai mici. Această funcție este necesară deoarece nu toate dispozitivele pot utiliza pachete de 64 KB.

4.6.7 Structura cadrului Bluetooth

Există mai multe tipuri de cadre, cel mai important este reprezentat în fig. 4-38. El începe cu un cod de acces care identifică de obicei stăpânul; astfel, dacă un sclav se află în raza radio a doi stăpâni, va putea să știe cărui stăpân se adresează. Următorul câmp este un antet de 54 de biți, incluzând câmpurile tipice ale subnivelului MAC. Apoi urmează câmpul de date, de maxim 2744 de biți (pentru o transmisie de 5 intervale de timp). Pentru o singură unitate de timp formatul este același, cu excepția faptului că avem un câmp de date de 240 de biți.

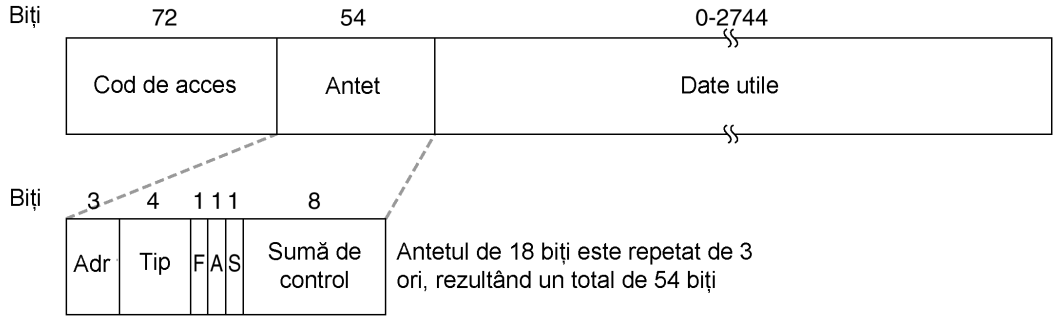


Fig. 4-38. Cadru de date Bluetooth tipic.

Să aruncăm acum o scurtă privire peste antet. Dintre cele opt dispozitive active, câmpul adresă îl identifică pe acela pentru care este destinat cadrul. Câmpul tip identifică tipul cadrului (ACL, SCO, interogare sau vid), tipul de corecție a erorii ce va fi folosit în câmpul de date și lungimea cadrului. Bitul de revărsare (flow) este folosit de către un sclav când memoria sa tampon este plină și, prin urmare, nu mai poate primi date. Bitul de confirmare pozitivă este folosit pentru a valida un cadru recepționat corect. Bitul de secvență este folosit pentru a numerota cadrele și este utilizat la retransmisii. Protocolul este de tipul pas-cu-pas, așa că un singur bit este suficient. Apoi urmează un câmp

de sumă de control de 8 biți. Tot antetul de 18 biți este repetat de trei ori pentru a forma antetul de 54 de biți din fig. 4-38. La receptor, un circuit simplu examinează cele trei copii ale fiecărui bit. Dacă toate sunt identice, bitul este acceptat. Dacă nu sunt identice, majoritatea va decide. Așadar 54 de biți din totalul de biți transmisibili sunt folosiți pentru a propaga antetul de 10 biți. Pentru că se dorește obținerea unei transmisii de date de încredere într-un mediu plin de interferențe, utilizând un dispozitiv ieftin, cu consum scăzut (2.5 mW) și cu capacitate redusă de calcul, se impune un nivel mare de redundanță în date.

Pentru câmpul de date din cadrele ACL sunt folosite mai multe forme. Totuși cadrele SCO sunt foarte simple: câmpul de date este mereu de 240 de biți. Trei variante sunt definite permițând o informație utilă de 80, 160 și 240 de biți, restul fiind utilizat pentru corecția de erori. În varianta cea mai de încredere (80 biți de informație utilă), conținutul este repetat de trei ori, la fel ca și antetul.

Deoarece un sclav nu poate folosi decât cuantele de timp impare, el primește 800 intervale de timp/sec, la fel ca și stăpânul. Cu o informație utilă de 80 de biți, capacitatea canalului de la sclav este 64000 bps, iar capacitatea canalului de la stăpân este tot de 64000 bps, suficient pentru un singur canal de voce PCM duplex-integral (acesta este motivul pentru care a fost aleasă o rată a salturilor de 1600 salturi/sec). Aceste date arată că un canal duplex-integral de voce cu 64.000 bps în ambele direcții, folosind cel mai de încredere format saturează complet un piconet, în ciuda unei benzi de transfer de 1 Mbps. Pentru varianta cu o încredere foarte mică (240 biți/interval de timp, fără redundanță la acest nivel), trei canale duplex-integral sunt suportate simultan, acesta fiind motivul pentru care un număr maxim de trei legături SCO sunt permise la un sclav.

Sunt multe lucruri de adăugat despre Bluetooth, însă din păcate nu avem un spațiu suficient aici. Pentru informații suplimentare, vă recomandăm (Bhagwat, 2001; Bisdikian, 2001; Bray și Sturman, 2002; Haartsen, 2000; Johansson și colab, 2001; Miller și Bisdikian, 2001; Sairam și colab., 2002).

4.7. COMUTAREA LA NIVELUL LEGĂTURII DE DATE

Multe organizații au mai multe LAN-uri și doresc să le conecteze. LAN-urile pot fi conectate prin dispozitive numite **punți** (**bridges**), care operează la nivelul legăturii de date. Punțile examinează adresele de la nivelul legăturii de date pentru a face rutarea. Întrucât ele nu trebuie sa examineze câmpurile cu informație utilă ale cadrelor pe care le rutează, ele pot transporta pachete IPv4 (utilizate acum în Internet), IPv6 (vor fi utilizate în Internet în viitor), AppleTalk, ATM, OSI, sau orice alt fel de pachete. Spre deosebire de punți, ruterele examinează adresele din pachete și fac rutarea pe baza acestora. Deși aceasta pare o departajare clară între punți și rutere, câteva îmbunătățiri de ultimă ora, precum apariția Ethernetului comutat, au complicat și mai mult lucrurile, cum vom vedea mai târziu. În capitolele care urmează ne vom ocupa de punți și comutatoare, în special pentru conectarea diferitelor LAN-uri 802. Pentru o tratare cuprinzătoare a punților, comutatoarelor și a altor subiecte înrudite, vezi (Perlman,1992).

Înainte de a intra în tehnologia punților, merită să aruncăm o privire asupra câtorva situații obișnuite în care acestea sunt folosite. Vom menționa șase motive pentru care o singură organizație poate ajunge să aibă LAN-uri multiple. În primul rând, multe universități și departamente ale unor corporații au propriile lor LAN-uri, în principal pentru a-și conecta calculatoarele personale, stațiile de lucru și serverele. Deoarece scopurile departamentelor diferă, departamente diferite vor alege

LAN-uri diferite, separat de ceea fac alte departamente. Mai devreme sau mai târziu, este nevoie de interacțiune, deci este nevoie de punți. În acest exemplu, LAN-urile multiple au apărut datorită autonomiei proprietarilor lor.

În al doilea rând, organizația poate fi răspândită geografic în mai multe clădiri separate aflate la distanțe considerabile. Poate fi mai ieftină soluția cu LAN-uri separate în fiecare clădire, conectate prin punți și legături în infraroșu, decât soluția cu întinderea unui singur cablu coaxial pe întreaga suprafață.

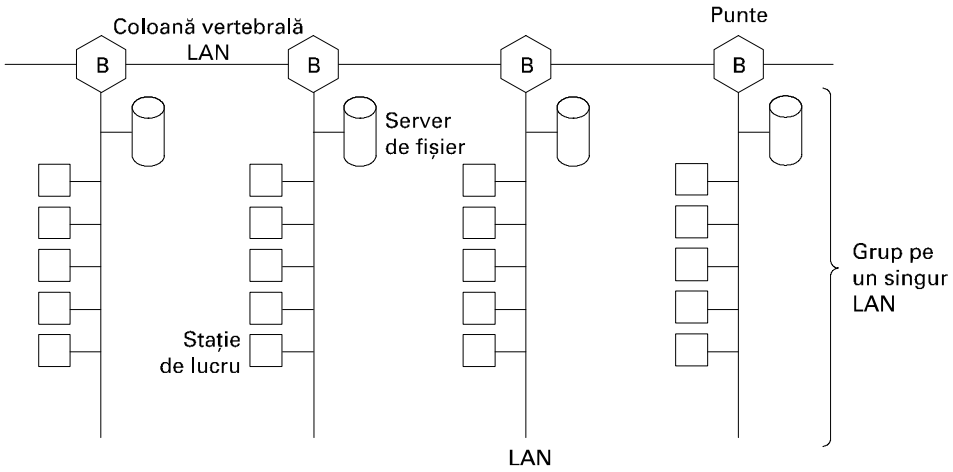


Fig. 4-39. LAN-uri multiple conectate printr-o coloană vertebrală pentru a trata un trafic total mai mare decât capacitatea unui singur LAN.

În al treilea rând, pentru a face față traficului, poate fi necesară spargerea unei entitați care din punct de vedere logic constituie un singur LAN în LAN-uri separate. La multe universități, de exemplu, mii de stații de lucru sunt disponibile pentru profesori și studenți. Fișierele sunt ținute de obicei pe servere și sunt încărcate pe mașinile utilizatorilor la cerere. Dimensiunea mare a acestui sistem împiedică punerea tuturor stațiilor de lucru pe un singur LAN - lărgimea de bandă totală necesară este mult prea mare. În schimb sunt folosite LAN-uri multiple conectate prin punți, după cum este arătat în fig. 4-39. Fiecare LAN conține un grup de stații de lucru cu propriul său server de fișiere, astfel încât cea mai mare parte a traficului este limitată la un singur LAN și astfel nu se încarcă suplimentar coloana vertebrală.

Merită amintit faptul că deși figurăm LAN-urile ca având acces la un același mediu de comunicație ca în fig. 4-39 (abordarea clasică), ele sunt cel mai frecvent implementate cu noduri sau, în zilele noastre, mai ales cu comutatoare. Oricum, un mediu de transmisie comun cu numeroase mașini conectate la el și un nod care conectează mașini sunt identice din punct de vedere funcțional. În ambele cazuri, toate mașinile aparțin aceluiași domeniu de coliziuni și toate utilizează protocolul CSMA/CD pentru a trimite cadre. Cum am văzut și mai înainte și cum vom vedea din nou în curând, LAN-urile comutate sunt diferite.

În al patrulea rând, există anumite situații în care un singur LAN ar fi potrivit în ceea ce privește traficul, dar distanța fizică între cele mai îndepărtate calculatoare este prea mare (de exemplu, mai mult de 2.5 km pentru Ethernet). Chiar dacă este ușor de întins cablul, rețeaua nu ar funcționa din cauza întârzierilor excesiv de mari pentru propagarea dus/întors a semnalelor. Singura soluție este

partiționarea LAN-ului și instalarea de punți între segmente. Folosind punțile, poate fi mărită distanța fizică totală acoperită.

În al cincilea rând, trebuie considerată problema siguranței. Pe un singur LAN, un nod defect, care trimite tot timpul un șir continuu de date alterate, va compromite LAN-ul. Punțile pot fi inserate în puncte critice pentru a preveni ca un singur nod care funcționează defectuos să afecteze întregul sistem. Spre deosebire de un repetor, care doar copiază ceea ce vede, o punte poate fi programată să exercite un anumit control privind ceea ce trimite mai departe și ceea ce nu trimite.

În al șaselea (și ultimul) rând, punțile pot contribui la securitatea organizației. Cele mai multe interfețe LAN au un mod **transparent de lucru** (promiscuous mode), în care *toate* cadrele sunt transferate calculatorului, nu numai cele care sunt adresate acestuia. Spionilor și băgăreților le place acest lucru. Prin inserarea punților în diferite locuri și prin grija de a nu transmite traficul de date sensibile, este posibilă izolarea unor părți din rețea, astfel încât datele să nu ajungă în mâinile cui nu trebuie.

Ideal ar fi ca punțile să fie perfect transparente, aceasta însemnând că ar fi posibilă mutarea unei mașini de pe un segment de cablu pe un altul fără a schimba nimic în hardware, în software, sau în tabelele de configurare. De asemenea, ar trebui să fie posibil ca o mașina de pe oricare segment să comunice cu mașini în oricare alt segment fără a ține seamă de tipul LAN-urilor folosite în cele două segmente sau în segmentele dintre ele. Acest țel este uneori atins, dar nu totdeauna.

4.7.1 Punți de la 802.x la 802.y

După ce am văzut de ce sunt necesare punțile, să ne întoarcem la felul în care funcționează acestea. Fig. 4-40 ilustrează funcționarea unei punți simple, dublu-port. Gazda A intr-un LAN fără fir (802.11) are un pachet de trimis către gazda fixă B într-un Ethernet (802.3) la care LAN-ul fără fir este conectat. Acest pachet coboară la subnivelul LLC și dobândește un antet LLC (figurat cu negru). Apoi trece la subnivelul MAC și îi este atașat un antet 802.11 (ca de altfel și o încheiere, care nu este figurată). Această structură este transmisă apoi prin aer și ajunge în cele din urmă la stația de la bază; aceasta observă că trebuie să trimită structura într-un LAN Ethernet. Apoi ajunge la puntea care conectează rețeaua 802.11 de rețeaua 802.3 la nivelul fizic și își continuă drumul spre nivelurile superioare.

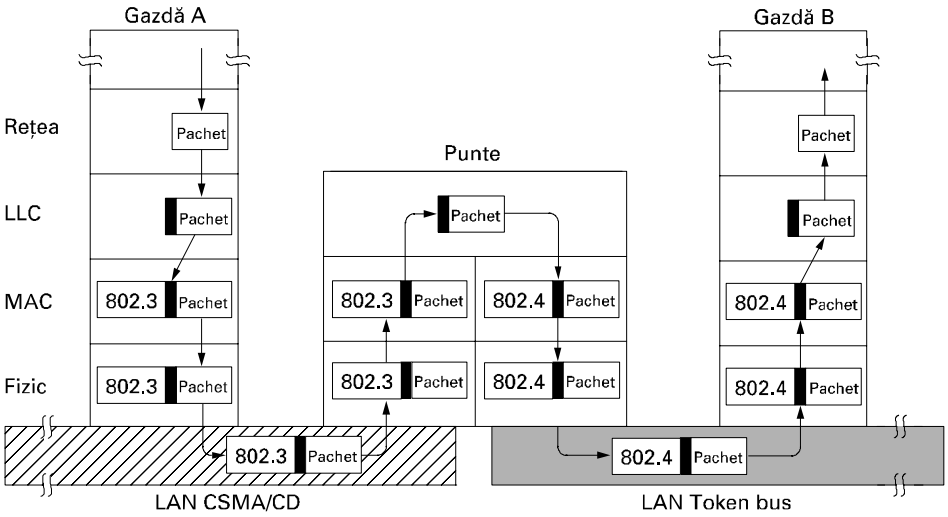


Fig. 4-40. Funcționarea unei punți de LAN de la 802.11 la 802.3.

În subnivelul MAC din punte, antetul 802.11 este îndepărtat. Pachetul simplu (cu antetul LLC) este predat subnivelului LLC din punte. În acest exemplu, pachetul este destinat unei subrețele 802.3 conectată la punte, astfel încât își face drum pe partea 802.3 a punții și pleacă mai departe în Ethernet. De notat că o punte conectând *k* LAN-uri diferite va avea *k* subniveluri MAC diferite și *k* niveluri fizice diferite, câte unul pentru fiecare tip.

Până acum, din câte am văzut, transmiterea unui pachet de la un LAN la altul pare simplă, însa nu este cazul. În această secțiune vom scoate în evidență câteva din dificultățile întâlnite atunci când se încearcă construirea unei punți între LAN-uri 802 diferite (și MAN-uri). Ne vom concentra atenția asupra 802.3, 802.11 și 802.16, dar mai sunt și altele cu seturile lor unice de probleme.

Pentru început, fiecare dintre LAN-uri folosește un format de cadru diferit (vezi fig. 4-41). Față de diferențele dintre Ethernet, token bus și token ring, care apăreau datorita egourilor marilor corporații și din cauza motivelor istorice, în acest caz, diferențele sunt bine argumentate. De exemplu, câmpul Durată la 802.11 este acolo datorită protocolului MACAW și nu are nici un sens în Ethernet. Prin urmare, orice transfer între LAN-uri diferite cere reformatare, ceea ce consumă timp de procesor, necesită o nouă calculare a sumei de control și introduce posibilitatea erorilor nedetectate datorată biților eronați în memoria punții.

O a două problemă este că LAN-urile interconectate nu funcționează neapărat la aceeași rată de transfer. Atunci când se transmite un șir lung de cadre concatenate de la un LAN rapid la unul mai lent, puntea nu va putea transmite cadrele în ritmul în care sosesc. De exemplu, dacă un gigabit Ethernet varsă biți într-un 11-Mb 802.11b LAN la viteză maximă, puntea va trebui să memoreze traficul, în speranța ca va avea memorie suficienta. Punțile care conectează trei sau mai multe LAN-uri au o problemă similară în cazul în care mai multe LAN-uri încearcă să alimenteze același LAN de ieșire în același moment chiar dacă toate LAN-urile au aceeași viteză.

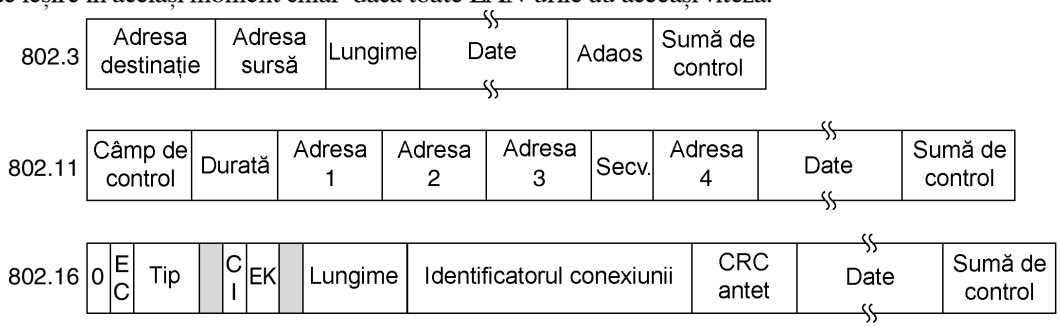


Fig. 4-41. Formatele cadrelor IEEE 802. Desenul nu este la scară.

O a treia, și potențial cea mai serioasă problemă dintre toate, este că diferite LAN-uri 802 au o lungime maximă de cadru diferită. O problemă evidentă apare atunci când un cadru lung trebuie transmis unui LAN care nu îl poate accepta. La acest nivel, împărțirea cadrului iese din discuție. Toate protocoalele presupun recepționarea totală sau deloc a cadrelor. Nu există posibilitatea de reasamblare a cadrelor din unități mai mici. Aceasta nu înseamnă că asemenea protocoale nu ar putea fi inventate. Ele pot fi și au fost. Doar că nici un protocol legătură de date nu are această caracteristică, așa că punțile nu trebuie să se atingă de informația utilă din cadru. Fundamental, nu există nici o soluție. Cadrele care sunt prea lungi pentru a fi transmise trebuie eliminate. Cam atât în ceea ce privește transparența.

Un alt punct este securitatea. 802.11 și 802.16 suportă criptarea la nivelul legăturii de date. Ethernet nu suportă. Aceasta înseamnă că diversele servicii de criptare disponibile la rețelele fără fir sunt pierdute când traficul trece printr-o rețea Ethernet. Încă și mai rău, dacă o stație fără fir utili-

zează criptare la nivelul legăturii de date, nu există nici o modalitate de a decripta datele când ajung în Ethernet. Dacă o stație fără fir nu utilizează criptarea, traficul acesteia este expus de-a lungul legăturii prin aer. În ambele situații există o problemă.

O soluție la problema securității ar fi criptarea la un nivel superior, dar în acest fel o stație 802.11 trebuie să afle dacă vorbește cu o altă stație într-o rețea 802.11 (însemnând că folosește criptare la nivelul legăturii de date) sau nu (însemnând că nu folosește). Forțarea unei stații să facă o alegere distruge transparența.

Punctul final este calitatea serviciilor. Atât 802.11 cât și 802.16 o oferă în forme diverse, primul folosind modul PCF și ultimul folosind conexiuni cu rată de transfer constantă. Ethernet-ul nu oferă nimic în acest sens, așa că traficul de la oricare dintre ceilalți va pierde din calitate atunci când trece printr-o rețea Ethernet.

4.7.2 Interconectarea locală a rețelelor

Capitolul anterior s-a ocupat de problemele întâmpinate la conectarea printr-o singură punte a două LAN-uri IEEE 802 diferite. Oricum, în organizațiile mari cu multe LAN-uri, numai simpla interconectare a acestora ridică mai multe probleme, chiar și dacă toate LAN-urile sunt Ethernet. Ideal, ar trebui să fie posibil să te duci și să cumperi punți proiectate după standardul IEEE, să le conectezi și totul să funcționeze perfect, instantaneu. Nu ar trebui să fie nevoie de modificări de hardware, de modificări de software, de setarea adreselor, de încărcarea tabelelor sau parametrilor, de nimic altceva. Se conectează numai cablurile și funcționează. Mai mult, funcționarea LAN-urilor existente nu ar trebui să fie afectată în nici un fel de punți. Cu alte cuvinte punțile ar trebui să fie complet transparente (invizibile pentru hardware și software). Destul de surprinzător, chiar au reușit. Haideți să vedem cum se realizează această magie.

O punte transparentă operează în mod transparent (promiscuous mode), acceptând orice cadru transmis pe oricare dintre LAN-urile la care este atașată. De exemplu, să considerăm configurația din fig. 4-42. Puntea B1 este conectată la LAN-urile 1 și 2, iar puntea B2 este conectată la LAN-urile 2, 3 și 4. Un cadru destinat lui A de la LAN 1 care ajunge la puntea B1 poate fi eliminat imediat, pentru că este deja pe LAN-ul care trebuie, dar un cadru care ajunge de la LAN 1 pentru C sau F trebuie transmis.

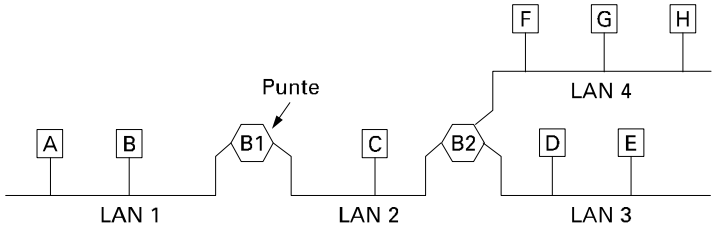


Fig. 4-42. O configurație cu patru LAN-uri și două punți.

La sosirea unui cadru, o punte trebuie să decidă dacă să îl elimine sau să îl transmită mai departe, iar dacă îl transmite, către ce LAN să îl trimită. Această decizie este luată căutând adresa destinației într-o tabelă de dispersie menținută în interiorul punții. Tabelul poate să includă fiecare destinație posibilă și cărei linii de ieșire (de fapt, cărui LAN) îi aparține. De exemplu, tabelul lui B2 ar include A ca aparținând lui LAN 2, din moment ce tot ce trebuie să știe B2 este către care LAN să trimită cadrele destinate lui A. Nu prezintă interes faptul că ulterior vor avea loc mai multe transmisii.

La prima conectare a punților, toate tabelele de dispersie sunt vide. Nici una dintre punți nu știe unde se află destinațiile, astfel încât toate folosesc algoritmul de inundare: orice cadru care vine pentru o destinație necunoscută este trimis către toate LAN-urile la care este conectată puntea, cu excepția celui din care a venit. Cu trecerea timpului, punțile află unde se găsesc destinațiile, după cum este descris în cele ce urmează. Odată ce o destinație este cunoscută, cadrele destinate ei sunt puse pe LAN-ul care trebuie, în loc să fie inundate.

Algoritmul folosit de punțile transparente se numește *învățare regresivă* (*backward learning*). După cum a fost menționat anterior, punțile lucrează în mod transparent (promiscuous), astfel încât toate văd fiecare cadru trimis pe oricare dintre LAN-urile lor. Uitându-se la adresa sursei, ele pot afla care calculator este accesibil pe care LAN. De exemplu, dacă puntea B1 din fig. 4-38 vede un cadru din LAN 2 venind de la C, știe că stația C trebuie să fie accesibilă prin LAN 2 și creează o intrare în tabela de dispersie, în care notează că pentru cadrele care merg la C ar trebui să folosească LAN 2. Orice cadru ulterior adresat lui C care vine din LAN 1 va fi transmis mai departe, pe când un cadru pentru C venit din LAN 2 va fi abandonat.

Topologia se poate schimba după cum calculatoarele și punțile sunt în funcțiune sau nu, sau mutate de colo-colo. Pentru a trata topologii dinamice, de câte ori se creează o intrare în tabela de dispersie, în ea este notat timpul de sosire a cadrului. De câte ori sosește un cadru a cărui destinație se află deja în tabel, intrarea sa este adusă la zi cu timpul curent. Astfel, timpul asociat fiecărei intrări arată ultimul moment în care a fost primit un cadru de la respectivul calculator.

Periodic, un proces din punte scanează tabela de dispersie și curăță toate intrările mai vechi de câteva minute. În acest fel, dacă un calculator este scos din LAN-ul său, plimbat prin clădire și reinstalat în altă parte, în câteva minute va reveni la funcționarea normală, fără vreo intervenție manuală. Acest algoritm semnifică de asemenea că dacă un calculator este inactiv pentru câteva minute, orice trafic trimis spre el va trebui inundat, până când calculatorul respectiv va trimite un cadru.

Procedura de dirijare pentru un cadru sosit depinde de LAN-ul din care sosește (LAN-ul sursă) și de LAN-ul în care se află destinația sa (LAN-ul destinație), după cum urmează:

1. Dacă LAN-ul sursă este același cu LAN-ul destinație, abandonează cadrul.
2. Dacă LAN-ul sursă și cel destinație sunt diferite, transmite cadrul.
3. Dacă LAN-ul destinație nu este cunoscut, folosește inundarea.

Acest algoritm trebuie aplicat pentru fiecare cadru care sosește. Există cipuri VLSI speciale care realizează căutarea și actualizarea în tabela de dispersie, doar în câteva microsecunde.

4.7.3 Punți cu arbore de acoperire

Pentru a mări siguranța, unele locații folosesc două sau mai multe punți în paralel între perechi de LAN-uri, așa cum este arătat în fig. 4-43. Totuși, acest aranjament introduce și unele probleme suplimentare, întrucât creează bucle în topologie.

Un simplu exemplu al acestor probleme poate fi văzut în fig. 4-43, observând modul în care este tratat cadrul F cu destinație necunoscută. Fiecare punte, urmând regulile obișnuite pentru tratarea destinațiilor necunoscute, folosește inundarea care, în acest exemplu, nu înseamnă decât copierea cadrului pe LAN 2. Puțin după aceea, puntea 1 vede F2, un cadru cu destinație necunoscută, pe care îl copiază pe LAN 1, generând F3 (care nu este arătat în figură). La fel, puntea 2 copiază F1 pe LAN1 generând F4 (care nu este arătat). Acum puntea 1 trimite F4 și puntea 2 copiază F3. Acest ciclu se continuă la nesfârșit.

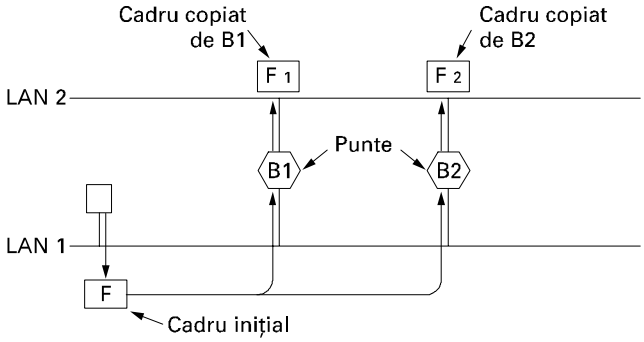


Fig. 4-43. Două punți transparente paralele.

Soluția acestei probleme este ca punțile să comunice unele cu altele și să suprapună peste topologia actuală un arbore de acoperire care ajunge la fiecare LAN. De fapt, în interesul construirii unei topologii fictive fără bucle, sunt ignorate câteva conexiuni posibile între LAN-uri. De exemplu, în fig. 4-44(a) apar nouă LAN-uri interconectate prin zece punți. Această configurație poate fi rezumată într-un graf cu LAN-urile drept noduri. Un arc leagă oricare două LAN-uri care sunt conectate de o punte.

Graful poate fi redus la un arbore de acoperire renunțând la arcurile figurate ca linii punctate în fig. 4-44(b). Folosind acest arbore de acoperire, există un singur drum de la fiecare LAN la fiecare alt LAN. Odată ce punțile s-au înțeles asupra arborelui de acoperire, toată transmiterea dintre LAN-uri urmărește arborele de acoperire. Din moment ce există un drum unic de la fiecare sursă la fiecare destinație, buclele sunt imposibile.

Pentru a construi arborele de acoperire, punțile trebuie să aleagă mai întâi o punte care va reprezenta rădăcina arborelui. Ele fac această alegere prin emiterea de către fiecare punte a numărului de serie, instalat de fabricant, garantat ca fiind unic în întreaga lume. Puntea cu cel mai mic număr serial devine rădăcină. Apoi se construiește un arbore de drumuri minime de la rădăcină la fiecare punte și LAN. Acest arbore este un arbore de acoperire. Dacă o punte sau un LAN cade, trebuie calculat un nou arbore de acoperire.

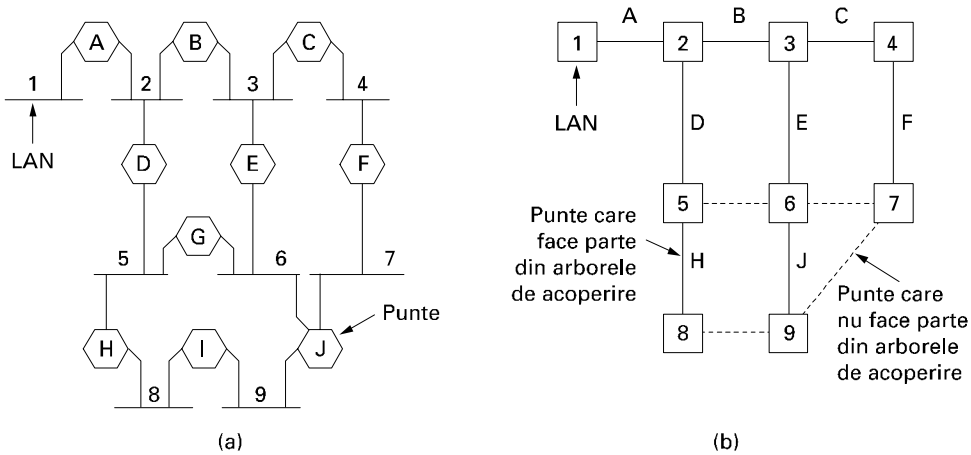


Fig. 4-44. (a) LAN-uri interconectate. (b) Arbore de acoperire pentru LAN-uri. Liniile punctate nu fac parte din arborele de acoperire.

Rezultatul acestui algoritm este că se stabilește un drum unic de la fiecare LAN la rădăcină, și astfel la fiecare alt LAN. Deși arborele acoperă toate LAN-urile, nu neapărat toate punțile sunt prezente în arbore (pentru a evita buclele). După ce a fost stabilit arborele de acoperire, algoritmul continuă să ruleze pentru a detecta automat schimbări în topologie și a actualiza arborele. Algoritmul distribuit, folosit pentru construirea arborelui de acoperire, a fost inventat de Perlman și este descris în detaliu în (Perlman, 1992). Acesta este standardizat în IEEE 802.1D.

4.7.4 Punți aflate la distanță

Punțile sunt de cele mai multe ori folosite pentru conectarea a două (sau mai multe) LAN-uri aflate la distanță unele de altele. De exemplu, o companie poate avea fabrici în mai multe orașe, fiecare dintre acestea cu propriul său LAN. Ideal ar fi ca toate aceste LAN-uri să fie interconectate pentru ca sistemul în întregime să funcționeze ca un mare LAN.

Acest țel poate fi atins punând câte o punte fiecărui LAN și conectând punțile în perechi cu linii punct-la-punct (de exemplu linii închiriate de la o companie de telefoane). Un sistem simplu, cu trei LAN-uri, este prezentat în fig. 4-45. Aici se aplică algoritmul de dirijare obișnuit. Cel mai simplu este să se privească cele trei linii punct-la-punct ca LAN-uri fără gazde. Adică, un sistem obișnuit de șase LAN-uri interconectate prin patru punți. Nimic din ce am studiat până acum nu spune că un LAN trebuie să aibă gazde.

Pe liniile punct-la-punct pot fi folosite diverse protocoale. O posibilitate este alegerea unui protocol de legătură de date punct-la-punct standard, cum ar fi PPP, punând cadre MAC complete în câmpul de informație utilă. Această strategie funcționează cel mai bine dacă LAN-urile sunt identice și singura problemă este transmiterea cadrelor la LAN-ul care trebuie. Altă posibilitate este eliminarea antetului și a încheierii cadrelor MAC la puntea sursă, punând ceea ce a mai rămas în câmpul de informație utilă al protocolului punct-la-punct. Un nou antet și o nouă încheiere MAC pot fi apoi generate la puntea destinație. Un dezavantaj al acestei abordări este că suma de control care ajunge la puntea destinație nu este cea calculată de gazda sursă, existând posibilitatea ca erori cauzate de biți eronați în memoria unei punți să nu fie detectați.

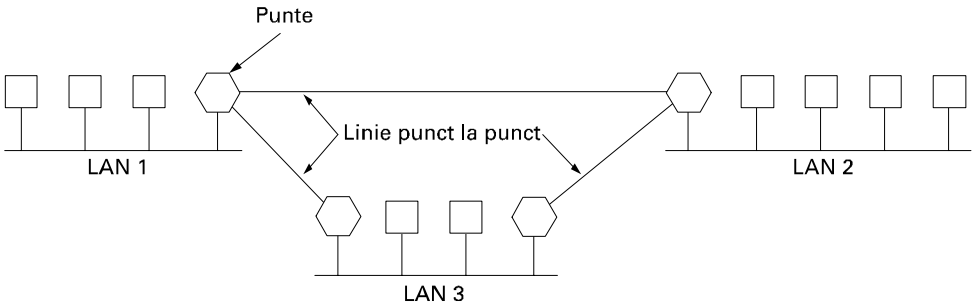


Fig. 4-45. Punți aflate la distanță folosite pentru a interconecta LAN-uri îndepărtate.

4.7.5 Repetoare, Noduri, Punți, Comutatoare, Rutere și Porți

Până acum în aceasta carte am văzut a mulțime de feluri de a transfera cadre și pachete de pe un segment de cablu pe altul. Am amintit de repetoare, noduri, punți, comutatoare, rutere și porți. Toa-

te aceste dispozitive sunt utilizate în mod curent, dar ele diferă mai mult sau mai puțin unul de altul. Deoarece sunt atât de multe, merită sa le analizăm împreună pentru a vedea asemănările și diferențele dintre ele.

Pentru început, aceste dispozitive operează la niveluri diferite, cum este ilustrat în fig. 4-46(a). Nivelul contează pentru că diferitele dispozitivele folosesc segmente diverse din informație pentru a decide cum să comute. Într-un scenariu tipic, utilizatorul creează date pentru a fi trimise către o mașina aflată la distanță. Aceste date sunt trimise nivelului transport, unde li se adaugă un antet, de exemplu un antet TCP, și se transmite rezultatul mai jos către nivelul rețea. Nivelul rețea adaugă propriul antet pentru a forma un pachet pentru nivelul rețea, de exemplu un pachet IP. În fig. 4-46(b) observăm pachetul IP colorat in gri. Apoi pachetul ajunge la nivelul legăturii de date, care îi adaugă propriul antet și suma de control (CRC) și trimite cadrul rezultat către nivelul fizic pentru transmisie, de exemplu intr-un LAN.

Acum să ne uităm la dispozitivele de comutare și să vedem legătura lor cu pachetele și cadrele. La cel mai de jos nivel, nivelul fizic, se află repetoarele. Acestea sunt dispozitive analogice ce sunt conectate intre două segmente de cablu. Un semnal ce apare pe unul din aceste cabluri este amplificat și trimis pe celălalt cablu. Repetoarele nu înțeleg cadrele, pachetele sau antetele. Ele înțeleg doar tensiuni electrice. Ethernetul clasic, de exemplu, a fost proiectat sa permită folosirea a patru repetoare în scopul de a extinde lungimea maximă a cablului de la 500 de metri la 2500 de metri.

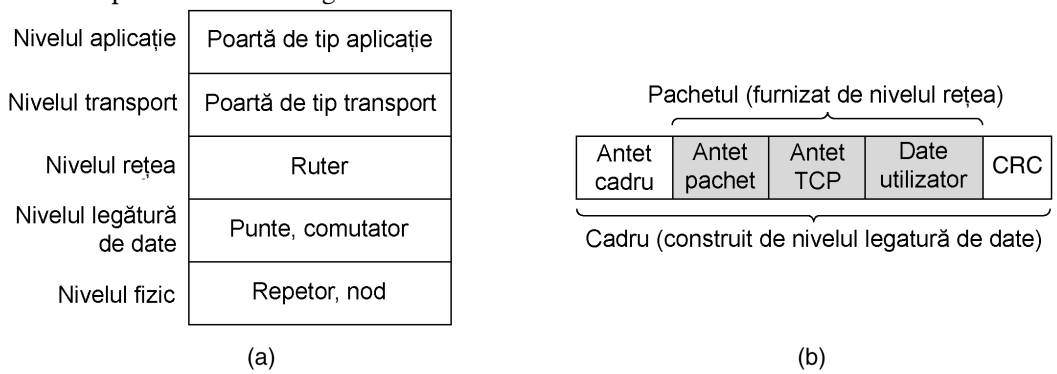


Fig. 4-46. (a) Corespondența dintre niveluri și dispozitive. (b) Cadre, pachete și antete

În continuare ajungem la noduri. Un nod are un număr de linii de intrare pe care le unește din punct de vedere electric. Cadrele care ajung la nod pe oricare linie sunt trimise afară pe toate celelalte liniile. Dacă două cadre ajung în același timp se vor ciocni la fel ca și atunci când ar fi transmise pe un cablul coaxial. Cu alte cuvinte un nod formează un singur domeniu de coliziune. Toate liniile ce intră în nod trebuie să lucreze la aceeași viteză. Nodurile diferă de repetoare prin faptul ca (de obicei) nu amplifică semnalele pe care le primesc și sunt proiectate pentru a suporta multe plăci de extensie cu mai multe intrări; totuși, diferențele nu sunt semnificative. Ca și repetoarele, nodurile nu examinează adresele 802 și nici nu le utilizează în vreun fel. Un nod este arătat în fig. 4-47(a).

Acum vom aborda nivelul legăturii de date, unde găsim punțile și comutatoarele. Tocmai am studiat punțile. O punte conectează două sau mai multe LAN-uri așa cum este arătat în fig. 4-47(b). Când un cadru ajunge, software-ul din punte extrage adresa destinație din cadru și caută în tabela sa vadă unde să trimită cadrul. Pentru Ethernet, această adresă este adresa destinație de 48 de biți prezentată în fig. 4-17. Asemănător unui nod, o punte moderna are placi de extensie, de obicei pentru patru sau opt intrări de un anumit tip. O placă de extensie pentru Ethernet nu poate manevra, sa

zicem, cadre token ring, pentru că nu știe unde să găsească adresa destinație în antetul cadrului. Oricum, o punte poate avea placi de extensie pentru diferite tipuri de rețele și diferite viteze. Spre deosebire de nod, la punte fiecare linie se află în propriul domeniu de coliziune.

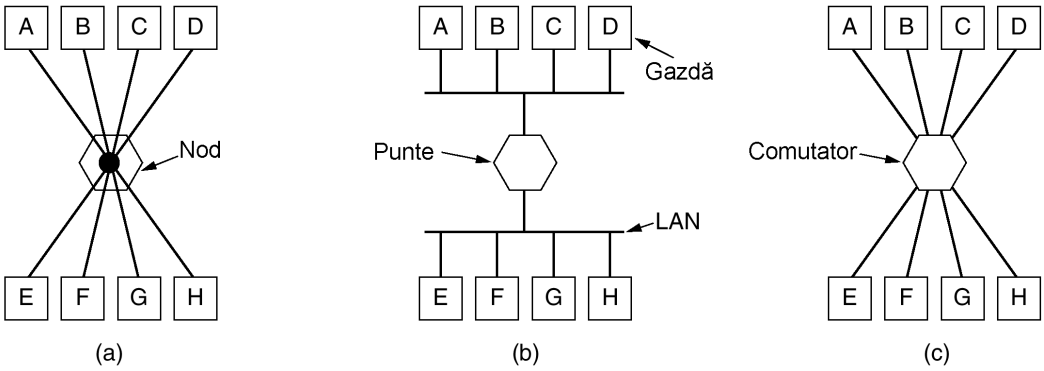


Fig. 4-47. (a) Un nod. (b) O punte. (c) Un comutator.

Comutatoarele sunt similare cu punțile deoarece amândouă rutează cadre pe baza adreselor. De fapt, mulți oameni folosesc aceste două denumiri fără a face o distincție clară intre termeni. Principala diferență este aceea că un comutator este cel mai adesea folosit pentru a conecta calculatoare individuale, așa cum este arătat în fig. 4-47(c). Ca o consecință, când gazda A în fig. 4-47(b) dorește sa trimită un cadru către gazda B, puntea primește cadrul dar nu îl ia în considerare. Din contră, după cum se vede în fig. 4-47(c), comutatorul trebuie sa retransmită cadrul de la A la B deoarece nu există alt drum pentru ca acest cadru să ajungă. Întrucât fiecare port al comutatorului este de obicei conectat la un singur calculator, comutatorul trebuie să aibă loc pentru mai multe placi de extensie decât punțile care trebuie să conecteze numai rețele. Fiecare placă de extensie are un spațiu tampon pentru cadrele recepționate. Deoarece fiecare port se află în propriul domeniu de coliziune, comutatoarele nu pierd niciodată cadre din cauza coliziunilor. Totuși, dacă un comutator primește cadre mai repede decât le poate retransmite, este posibil ca în scurt timp sa nu mai aibă memorie tampon liberă și sa înceapă să arunce din cadrele primite.

Pentru a relaxa puțin problema, comutatoarele moderne încep sa retransmită cadre imediat ce antetul destinație ajunge, dar înainte ca restul cadrului sa ajungă (bineînțeles asigurându-se ca linia de ieșire este disponibila). Aceste comutatoare nu utilizează tehnica de memorare și retransmitere. Câteodată ele sunt menționate drept comutatoare cu transmitere de fragmente (cut-through switches). De obicei acest tip de comutator este implementat în întregime în hardware, în timp ce tradiționalele punți conțin un CPU ce face comutare cu memorare și retransmitere la nivel software. Dar deoarece toate punțile și comutatoarele moderne conțin circuite integrate speciale pentru comutare, diferențele dintre comutatoare și punți țin mai mult de probleme de marketing decât de probleme tehnice.

Până acum, am văzut repetoare și noduri, care sunt foarte asemănătoare, precum și punți și comutatoare, care sunt de asemenea foarte asemănătoare între ele. Acum trecem mai departe la rutere, care sunt și ele diferite de cele menționate mai sus. Când un pachet ajunge la un ruter, antetul și sfârșitul cadrului sunt eliminate și pachetul localizat în informația utila a cadrului (înnegrit în fig. 4-46) trece către software-ul de rutare. Acest software folosește antetul pachetului pentru a alege o linie de ieșire. Pentru un pachet IP, antetul pachetului va conține adrese de 32 de biți (IPv4) sau

adrese de 128 de biți (IPv6), în nici un caz adrese 802 de 48 de biți. Software-ul de rutare nu vede adresele cadrelor și nici măcar nu știe daca pachetul a venit de pe un LAN sau de pe o linie punct la punct. În cap. 5 vom studia ruterele și rutarea.

Mai sus cu un nivel găsim porțile de transport (gateways). Acestea conectează doua calculatoare ce utilizează diferite protocoale de transport orientate pe conexiune. De exemplu, să presupunem că un calculator care utilizează protocolul TCP/IP orientat pe conexiune, trebuie să discute cu un calculator care folosește protocolul ATM orientat pe conexiune. Poarta de transport poate copia pachete de la o conexiune la alta, refăcând pachetele după necesitați.

În încheiere, porțile la nivelul aplicație înțeleg formatul și conținutul datelor și traduc mesajul de la un format la altul. De exemplu, o poartă de poșta electronică poate traduce mesaje Internet în mesaje SMS pentru telefoane mobile.

4.7.6 LAN-uri virtuale

La începutul dezvoltării rețelelor locale de calculatoare, cabluri groase galbene șerpuiau prin conductele de cablu ale multor clădiri de birouri. Acestea conectau toate calculatoarele pe la care treceau. Adesea erau mai multe cabluri conectate la coloana vertebrală centrală (ca în fig. 4-39) sau la un nod central. Nu se acorda nici o importanță corespondenței între calculatoare și LAN-uri. Toți oamenii din birouri alăturate erau conectați la același LAN idiferent dacă aparțineau sau nu aceleiași organizații. Poziționarea fizică a calculatoarelor domina logica.

Totul s-a schimbat odată cu apariția lui 10Base-T și a nodurilor în anii 1990. Clădirile au fost recablate (cu costuri considerabile) pentru a scoate vechile cabluri galbene, instalându-se în loc cabluri cu perechi de fire torsadate de la fiecare birou până la locurile de conectare centrală de la capătul fiecărui coridor sau până la camera unde se afla calculatorul principal, așa cum este ilustrat în fig. 4-48.

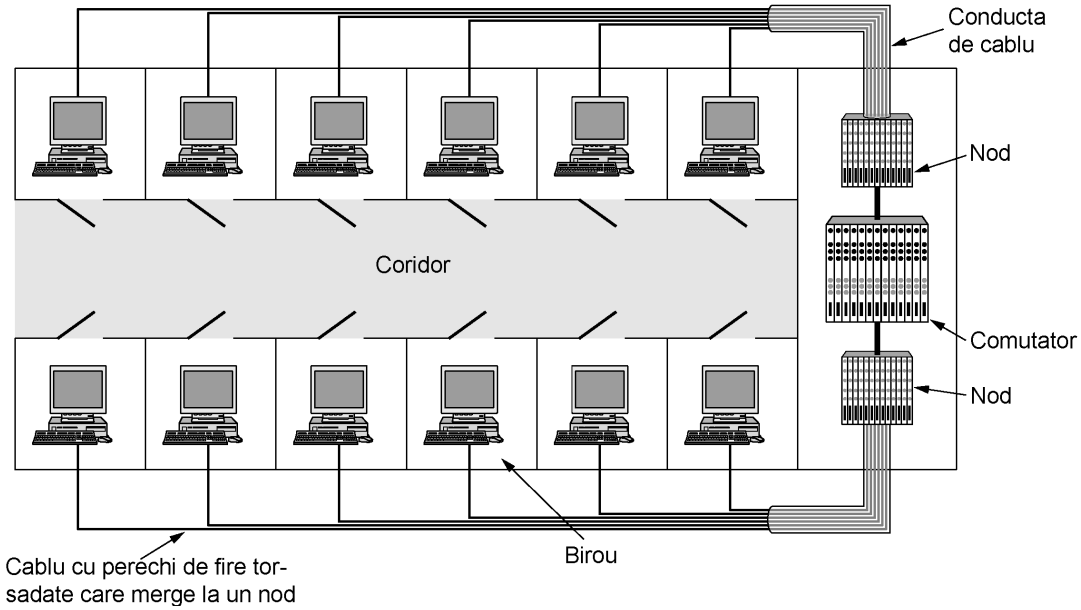


Fig. 4-48. O clădire cu rețea centralizata ce folosește noduri și un comutator.

Dacă vicepreședintele care se ocupa de cablare era vizionar, se instalau cabluri cu perechi de fire torsadate de categoria a cincea; dacă acesta era un statistician era utilizat cablu de telefon existent (categoria 3) (pentru a fi înlocuit câțiva ani mai târziu când a apărut Ethernet-ul rapid).

Folosindu-se noduri (și mai târziu, comutatoare) Ethernet, era adesea posibilă configurarea LAN-urilor din punct de vedere logic mai mult decât din punct de vedere fizic. Daca o companie dorește k LAN-uri, cumpără k noduri. Alegând cu grijă ce conectoare vor fi introduse în nod, ocupanții LAN-ului pot fi aleși din punct de vedere organizațional fără a se da prea mare importanță amplasării geografice. Bineînțeles, dacă doi oameni aparținând aceluiași departament lucrează în clădiri diferite, cel mai probabil aceștia sunt conectați în noduri diferite și astfel în LAN-uri diferite. Cu toate acestea, situația se prezintă mult mai bine decât în cazul LAN-urilor bazate pe amplasare geografică.

Contează cine este conectat și în ce LAN? Oricum, în toate organizațiile, toate LAN-urile sunt în cele din urmă interconectate. Pe scurt, răspunzând la întrebare: adesea contează. Dintr-o multitudine de motive administratorii de rețea își doresc să grupeze utilizatorii în LAN-uri pentru a reflecta structura organizatorică mai degrabă decât structura fizică a clădirii. O problemă este securitatea. Orice interfață de rețea poate fi configurată în mod transparent, copiind tot traficul care sosește pe canalul de comunicație. Multe departamente, cum ar fi cele de cercetare, patente și contabilitate, dețin informații pe care nu doresc să le facă cunoscute în afara departamentului. În situații ca acestea, punerea tuturor oamenilor din departament într-o singură rețea locală fără a permite vreunui fel de trafic să iasă din această rețea este o soluție bună. Totuși, administratorul va vrea sa audă despre astfel de aranjamente doar dacă toți oamenii din fiecare departament sunt localizați in birouri adiacente, fără birouri interpuse între acestea.

Poate să apară și o a doua problemă. Unele rețele locale sunt utilizate mai intensiv decât altele și poate fi benefică separarea acestora la anumite momente. De exemplu, dacă persoanele de la cercetare rulează tot felul de experimente dichisite care din când în când scapă de sub control și le saturează rețeaua locală, persoanele de la contabilitate s-ar putea să nu fie foarte entuziasmate în a dona capacitatea departamentului lor pentru a ajuta.

O a treia problemă este difuzarea. Cele mai multe rețele locale suportă difuzarea și multe protocoale de nivel superior folosesc această facilitate în mod extensiv. Spre exemplu, atunci când un utilizator dorește să trimită un pachet către o adresă IP x, cum știe stația sa ce adresă MAC să pună in cadru? Vom studia această întrebare în cap. 5, dar, pe scurt, răspunsul este că va difuza un cadru care conține întrebarea: A cui este adresa IP x? Apoi așteaptă un răspuns. Și există multe alte exemple de utilizare a difuzării. Pe măsură ce din ce în ce mai multe rețele locale sunt interconectate, numărul cadrelor de difuzare recepționate de fiecare mașină tinde să crească liniar cu numărul de mașini.

O altă problemă legată de difuzare apare din când în când, atunci când o placă de rețea se defectează și începe să transmită un șir nesfârșit de cadre de difuzare. Rezultatul acestei **furtuni de difuzări** (broadcast storm) este că (1) întreaga capacitate a rețelei locale este ocupată de aceste cadre și (2) că toate mașinile din toate rețele locale interconectate cu aceasta sunt paralizate doar prin procesarea și ignorarea tuturor cadrelor difuzate.

La prima vedere s-ar putea părea că furtunile de difuzări pot fi limitate în spațiu prin separarea rețelelor locale prin punți și comutatoare, dar dacă scopul este să se atingă transparență (de ex o mașină poate fi mutată intr-o rețea locală diferită fără ca nimeni să observe acest lucru), atunci punțile trebuie să înainteze toate cadrele de difuzare.

După ce am văzut de ce companiile ar dori să aibă mai multe rețele locale cu întindere limitată, haideți să ne întoarcem la problema decuplării topologiei logice de cea fizică. Să presupunem că un utilizator este mutat în cadrul companiei de la un departament la altul fără să își schimbe biroul, sau

că își schimbă biroul fără a-și schimba departamentul. Folosind o cablare bazată pe hub-uri, mutarea utilizatorului în rețeaua locală corectă presupune ca administratorul de rețea să meargă în centrul de cablare și să mute conectorul pentru calculatorul utilizatorului respectiv dintr-un hub în alt hub.

În multe companii, schimbările organizaționale au loc tot timpul, însemnând că administratorii de sistem petrec o mulțime de timp scoțând cabluri de undeva și punându-le în altă parte. De asemenea, în unele cazuri, este posibil ca schimbările să nu poată fi făcute deloc, pentru că perechea torsadată de la mașina utilizatorului este prea departe de hub-ul potrivit (de ex. în altă clădire).

Ca răspuns la cerințele utilizatorilor pentru o flexibilitate sporită, comercianții de echipamente de rețea au început să lucreze la o modalitate de a recabla clădiri în întregime doar cu ajutorul software-ului.. Conceptul rezultat este numit **VLAN (Virtual LAN**, rom: rețea locală virtuală) și a fost standardizat de către comitetul 802. Acum este utilizat în multe organizații. Haideți să aruncăm o privire asupra lui. Pentru informații suplimentare despre VLAN-uri, vezi (Breyer and Riley, 1999; and Seifert, 2000).

VLAN-urile se bazează pe comutatoare dedicate, cu toate că pot avea niște hub-uri la periferie, ca în fig. 4-48. Pentru configurarea unei rețele bazate pe VLAN-uri, administratorul de rețea decide câte VLAN-uri vor exista, ce calculatoare vor aparține fiecărui VLAN și cum se vor numi VLAN-urile. De cele mai multe ori, VLAN-urile sunt denumite (informal) cu nume de culori, pentru că este apoi posibilă tipărirea de diagrame color cu dispunerea fizică a mașinilor, figurând membrii VLAN-ului roșu în roșu, membrii VLAN-ului verde în verde și așa mai departe. În acest fel, atât dispunerea logică, cât și cea fizică, sunt vizibile într-o singură figură.

Ca un exemplu, să considerăm cele patru rețele locale din fig. 4-49(a), în care opt dintre mașini aparțin VLAN-ului G (gri) și șapte aparțin VLAN-ului A (alb). Cele patru rețele locale sunt conectate cu două punți, B1 și B2. Dacă este folosită cablare centralizată cu fire torsadate, pot fi de asemenea prezente 4 hub-uri (care nu sunt prezentate în figură), dar la nivel logic un cablu cu mai mulți conectori și un hub sunt același lucru. Prezentarea lor în modul în care sunt figurați aici face figura mai puțin încărcată. De asemenea, termenul de punte tinde să fie folosit în zilele noastre mai ales în cazurile când există mai multe mașini pe fiecare port, ca în această figură, dar în rest termenii "punte" și "comutator" sunt interschimbabili. Fig. 4-49(b) prezintă aceleași mașini și aceleași același VLAN-uri folosind comutatoare cu un singur calculator pe fiecare port.

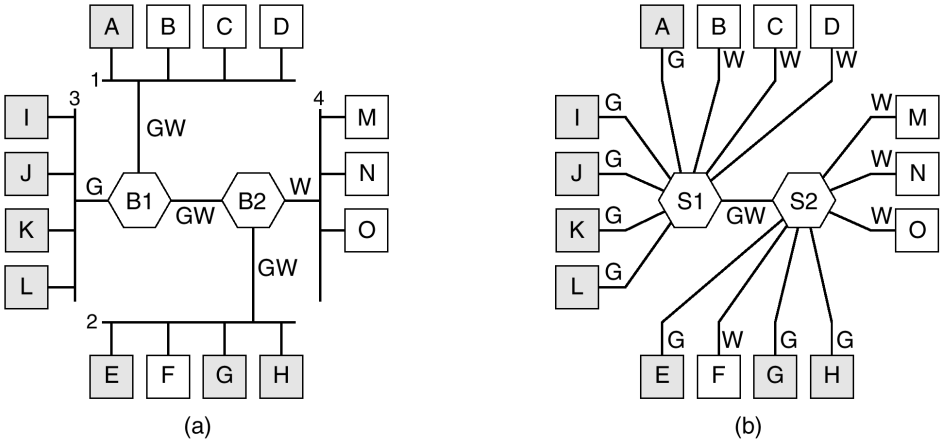


Fig. 4-49. (a) Patru rețele fizice organizate în două VLAN-uri, gri și alb, de către două punți (b) Aceleași 15 mașini organizate în doua VLAN-uri cu comutatoare

Pentru a asigura funcționarea corectă a VLAN-urilor, trebuie create tabele de configurare în comutatoare sau în punți. Aceste tabele stabilesc care VLAN este accesibil pe fiecare dintre porturi (linii). Atunci când un cadru este recepționat de la, să spunem, VLAN-ul gri, acesta trebuie înaintat către toate porturile marcate cu G. Acest lucru este valabil atât pentru traficul direcționat, cât și pentru cel cu destinație multiplă și cu difuzare.

Observați faptul că un port poate fi marcat cu mai multe culori de VLAN-uri. Acest lucru poate fi văzut clar în fig. 4-49(a). Să presupunem că mașina A difuzează un cadru. Puntea B1 recepționează cadrul și observă că acesta este provenit de la o stație din VLAN-ul gri, deci îl va înainta către toate porturile marcate cu G (cu excepția portului de unde a venit). Din moment ce B1 are numai două alte porturi și ambele sunt marcate cu G, cadrul va fi trimis pe ambele porturi.

În cazul lui B2 povestea este diferită. Aici puntea știe că nu există mașini gri in rețeaua locală 4, deci cadrul nu va fi înaintat acolo. Acesta va merge numai către rețeaua locală 2. Dacă unul dintre utilizatorii din rețeaua locală 4 își va schimba departamentul și va fi mutat în VLAN-ul gri, atunci tabela din interiorul lui B2 va trebui actualizată pentru a reeticheta portul cu GA în loc de A. Dacă mașina F devine gri, atunci portul către rețeaua locală 2 trebuie etichetat cu G în loc de GA.

Acum să presupunem că toate mașinile atât din rețeaua locală 2 cât și din rețeaua locală 4 devin gri. Atunci nu numai că porturile lui B2 către rețelele 2 și 4 vor fi marcate cu G, dar și portul lui B1 către B2 trebuie de asemenea reetichetat de la GA la G, din moment ce cadrele albe care ajung la B1 din rețelele 1 și 3 nu mai sunt înaintate către B2. În fig. 4-49(b) acești situație rămâne în picioare, numai că aici toate porturile care ajung la câte o singură mașină sunt etichetate cu o singură culoare deoarece acolo există un singur VLAN.

Până acum am presupus ca punțile și comutatoarele știu cumva ce culoare are un cadru recepționat. Cum știu acest lucru? Există trei metode folosite:

1. Fiecărui port îi este asociată o culoare de VLAN
2. Fiecărei adrese MAC îi este asociată o culoare de VLAN
3. Fiecărui protocol de nivel 3 sau fiecărei adrese IP îi este asociată o culoare de VLAN

Cu prima metodă, fiecare port este etichetat cu o culoare de VLAN. Totuși, această metodă funcționează doar dacă toate mașinile de pe un port aparțin aceluiași VLAN. În fig. 4-49(a), acest lucru este valabil în cazul lui B1 pentru portul către rețeaua 3, dar nu și pentru portul către rețeaua 1.

În cazul celei de-a doua metode, puntea sau comutatorul are o singură tabelă ce conține adresa MAC pe 48 de biți a fiecărui mașini conectate la el, împreună cu VLAN-ul căruia îi aparține mașina respectivă. În aceste condiții, este posibilă combinarea mai multor VLAN-uri pe o singură rețea locală fizică, cum este cazul rețelei 1 din fig. 4-49(a). Când un cadru este recepționat, tot ce trebuie să facă puntea sau comutatorul este să extragă adresa MAC și să caute intrarea corespunzătoare din tabelă, pentru a găsi VLAN-ul de unde a fost recepționat cadrul.

Cea de-a treia metodă presupune ca puntea sau comutatorul să examineze câmpul încărcare utilă al cadrului cu scopul de a clasifica, de exemplu, toate mașinile IP ca aparținând unui VLAN și toate mașinile AppleTalk ca aparținând altuia. Pentru cel dintâi, adresa IP poate fi de asemenea utilizată pentru identificarea mașinii. Această strategie este foarte utilă atunci când mai oricare din mai multe mașini sau calculatoare portabile pot fi cuplate în mai multe stații de ancorare. Din moment ce fiecare stație de ancorare are propria adresă MAC, doar cunoașterea stației de ancorare folosite nu spune nimic despre VLAN-ul căruia îi aparține laptop-ul.

Singura problemă cu această abordare este că nu respectă una dintre regulile de bază în rețele ce calculatoare: independența nivelurilor. Nu este treaba nivelului legătură de date ce este în câmpul de

încărcare utilă al cadrului. Acest nivel nu ar trebui să examineze aceste câmp și cu atât mai puțin să ia decizii pe baza conținutului acestuia. O consecință a utilizării acestei abordări este aceea că o modificare a unui protocol de nivel 3 (de exemplu o trecere de la IPv4 la IPv6) va duce la nefuncționarea comutatorului. Din nefericire, există pe piață comutatoare care funcționează în acest fel.

Desigur, nu este nimic în neregulă în rutarea bazată pe adrese IP – aproape tot cap. 5 este dedicat rutării IP – dar să combini nivelurile înseamnă să o cauți cu lumânarea. Un producător de comutatoare poate desconsidera acest argument susținând că toate comutatoarele comercializate de el înțeleg atât IPv4, cât și IPv6, deci totul este în regulă. Dar ce se va întâmpla atunci când va apărea IPv7? Producătorul probabil că va răspunde: cumpărați comutatoare noi, este asta atât de rău?

Standardul IEEE 802.1Q

Dacă ne gândim mai bine, ceea ce contează cu adevărat este VLAN-ul cadrului însuși, nu VLAN-ul mașinii care l-a trimis. Dacă ar exista o modalitate de identificare a VLAN-ului în antetul cadrului, atunci necesitatea de a examina câmpul încărcare ar dispărea. Pentru un model nou de rețea locală, cum ar fi 802.11 sau 802.16, ar fi fost destul de ușor să fie adăugat numărul VLAN-ului în antet. De fapt, câmpul *identificator de conexiune* din 802.16 este oarecum similar cu spiritul identificatorilor de VLAN. Dar ce să facem cu Ethernetul, care este tehnologia dominantă de rețele locale și care nu are câmpuri goale disponibile care să poată fi utilizate pentru identificatorul de VLAN?

Comitetul IEEE 802 a confruntat această problemă în 1995. După multe discuții, a făcut inimaginabilul și a modificat cadrul Ethernet. Noul format a fost publicat în standardul IEEE 802.1Q, lansat în 1998. Noul format conține marcajul pentru VLAN; îl vom examina în curând. Nu în mod surprinzător, schimbarea a ceva atât de bine împământenit cum este Ethernetul nu este în întregime trivială. O serie de întrebări care ne vin în gând sunt:

1. Trebuie să aruncăm câteva sute de milioane de plăci de rețea Ethernet?
2. Dacă nu, cine generează noul câmp?
3. Ce se întâmplă cu cadrele care au deja lungimea maximă?

Desigur, comitetul 802 a fost conștient (în mod dureros) de aceste probleme și a trebuit să ofere soluții, ceea ce a și făcut.

Cheia pentru găsirea soluției este să realizăm că identificatorii de VLAN sunt utilizați efectiv numai de punți și de comutatoare și nu de către mașinile utilizatorilor. Prin urmare, în fig. 4-49 nu este esențial ca identificatorii să fie prezenți pe liniile ce pornesc de la stații, atât timp cât sunt prezenți pe liniile ce interconectează punțile. Prin urmare, pentru a folosi VLAN-uri, punțile și comutatoarele trebuie să fie conștiente de existența acestora, dar aceasta era deja o cerință. Acum introducem necesitatea suplimentară ca acestea să implementeze 802.1Q, iar cele noi deja fac acest lucru.

La întrebarea dacă trebuie aruncate toate plăcile Ethernet, răspunsul este nu. Aduceți-vă aminte: comisia 802.3 nu a putut convinge oamenii să schimbe câmpul tip intr-un alt câmp numit lungime. Va puteți imagina reacția acestora la anunțul ca toate plăcile Ethernet au fost scoase din uz. Oricum, în momentul în care noile placi Ethernet vor apărea pe piață, se spera că acestea vor suporta 802.1Q și se vor putea integra în totalitate în VLAN-uri.

Așa că, daca cel care generează mesajul nu introduce câmpurile pentru VLAN, atunci cine o va face? Răspunsul este că prima punte sau comutator ce suporta VLAN la care ajunge un cadru, adaugă câmpurile, și la ultimul le scoate. Dar cum știe care cadru aparține cărui VLAN ? Ei bine, prima punte sau primul comutator poate atribui un număr VLAN unui port, se poate uita la adresa MAC, sau să examineze informația utilă. Până când toate plăcile Ethernet vor în conformitate cu 802.1Q,

suntem oarecum tot în punctul din care am plecat. Marea speranță este că de la început toate plăcile gigabit Ethernet vor fi în conformitate cu 802.1Q și pe măsură ce oamenii vor trece la gigabit Ethernet , 802.1Q va fi introdus automat. În ce privește problema cadrelor mai mari de 1518 octeți, 802.1Q ridică limita la 1522 octeți.

În timpul procesului de tranziție, multe rețele vor avea ca mașini perimate (de obicei Ethernet clasic sau rapid) care nu suporta VLAN și mașini (de obicei gigabit Ethernet) care suporta. Situația este arătată în fig. 4-50, unde simbolurile umbrite suportă VLAN iar celelalte nu. Pentru a simplifica problema, presupunem că toate comutatoarele suporta VLAN. Chiar dacă nu este cazul, primul comutator ce suportă VLAN poate adăuga marcaje bazate pe adrese MAC sau IP.

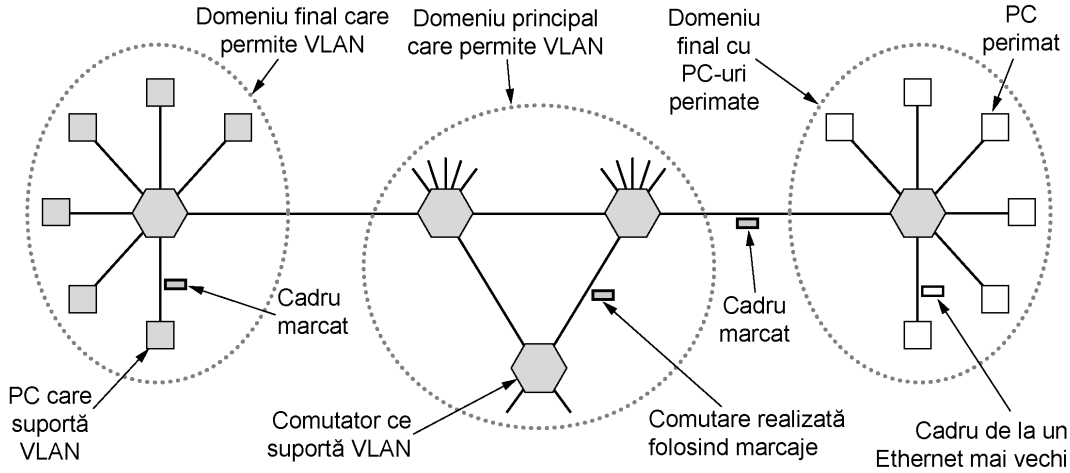


Fig. 4-50. Tranziția de la un Ethernet perimat la un Ethernet ce suportă VLAN. Simbolurile umbrite suportă VLAN; cele goale nu.

În aceasta figură, plăcile Ethernet ce suportă VLAN generează direct cadre marcate (de exemplu 802.1Q), și comutările ulterioare se folosesc de aceste marcaje. Pentru a face această comutare, comutatoarele trebuie sa știe în prealabil care VLAN poate fi accesat și pe ce port. Știind că un cadru aparține unui VLAN gri , nu ajută prea mult faptul ca un cadru aparține unui VLAN gri, până când comutatorul știe care porturi sunt conectate la mașinile din VLAN-ul gri. Așa că, comutatorul are nevoie de o tabela indexată de VLAN care să spună ce porturi sa folosească și care suporta VLAN sau nu.

Când un PC perimat trimite un cadru către un comutator ce suporta VLAN, comutatorul construiește un nou cadru marcat bazat pe cunoștințele sale despre VLAN-ul care l-a trimis (folosind portul, adresa MAC sau adresa IP). Din acel punct, nu mai contează dacă cel care trimite este o mașină legacy (perimată). Similar, un comutator care trebuie să trimită un cadru marcat către o mașină perimată (legacy) trebuie să reconstruiască cadrul în forma veche înainte de a-l furniza.

Haideți să privim formatul cadrului 802.1Q. Este schițat în fig. 4-51. Singura schimbare este adăugarea unei perechi de câmpuri a cate 2 octeți. Primul este identificatorul protocolului VLAN. El are întotdeauna valoarea 0x8100. Întrucât acest număr este mai mare de 1500, toate plăcile Ethernet interpretează acest număr ca tip nu ca lungime. Ce face o placa mai veche cu un asemenea cadru este o problemă deoarece asemenea cadre nu ar trebui trimise către acestea.

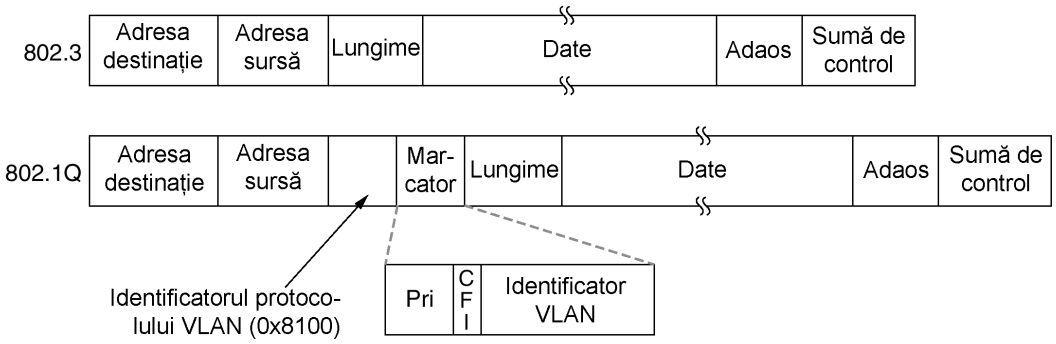


Fig. 4-51. Formatul cadrelor Ethernet 802.3 moștenite și 802.1Q.

Al doilea câmp de 2 octeți conține trei sub-câmpuri. Sub-câmpul principal este identificatorul VLAN ce ocupa cei mai puțin semnificativi 12 octeți. Aceasta este problema principala: cărui VLAN aparține fiecare cadru? Câmpul Prioritate de 3 biți nu are nici o legătură cu VLAN-ul, dar întrucât schimbarea antetului Ethernet este un eveniment foarte rar care s-ar desfășura pe parcursul a trei ani și ar implica 100 de oameni, de ce nu am pune alte informații folositoare în el? Acest câmp face posibila distingerea intre traficul în timp real implementat hard și cel implementat soft și de traficul intens pentru o mai buna calitate a serviciilor în Ethernet. Este nevoie de voce prin Ethernet (ca sa fim imparțiali, IP a avut un câmp similar mai mult de un sfert de secol și nu a fost folosit niciodată).

Ultimul bit, CFI (Canonical Format Indicator, rom: indicator de format canonic) ar fi trebuit sa fie numit CEI (Corporate Ego Indicator, rom: indicator de ego al corporației). Originar era folosit să indice adresele MAC în format little-indian sau big-indian însă această obișnuință s-a pierdut datorită controverselor. În zilele noastre prezența lui indică faptul că informațiile utile conțin un 802.5 cadru prestabilit (freezed-dried, rom: înghețat și uscat) care este transportat de o rețea Ethernet care speră să găsească la destinație un LAN 802.5. Tot acest aranjament, nu are nici o legătura cu VLAN-urile. Însă politica comitetului de standarde este foarte asemănătoare cu politica obișnuită: dacă votezi în favoarea bitului meu, votez și eu în favoarea bitului tău.

Așa cum am precizat mai sus, când un cadru marcat ajunge la un comutator ce suporta VLAN, comutatorul folosește, ca un index intr-o tabela identificatorul VLAN, pentru a găsi la ce port sa trimită. Dar de unde vine tabela? Este construita manual, ne-am întors de unde am plecat: configurarea manuala a punților. Frumusețea punților transparente este faptul că acestea sunt montate și pornite (plug-and-play) și nu au nevoie de configurare manuală. Ar fi păcat să se piardă această facilitate. Din fericire, punțile care suportă VLAN se pot autoconfigura pe baza marcajelor care vin. Dacă un cadru marcat, cum ar fi VLAN 4, ajunge la portul 3, aparent câteva calculatoare de pe portul 3 aparțin VLAN-ului 4. Standardul 802.1Q explica cum să construiești dinamic tabelele, în marea majoritate a cazurilor referindu-se la părți apropiate din algoritmul lui Perlman standardizat în 802.1D.

Înainte de a părăsi subiectul referitor la rutarea în VLAN, merita să facem o ultima observație. Mulți oameni în lumea Internetului și a Ethernetului susțin fanatic rețelele neorientate pe conexiune și se opun cu violență conexiunilor la nivelul legăturii de date. În momentul de față, VLAN-urile introduc ceva ce este surprinzător de asemănător cu o conexiune. Pentru a utiliza corect VLAN-uri, fiecare cadru are un nou identificator special care este utilizat pe post de index într-o tabelă din comutator, pentru a găsi destinația cadrului. Este exact același principiu de funcționare ce apare la rețelele orientate pe conexiune. În rețelele neorientate pe conexiune adresa destinație este folosită la rutare și nu exista identificatori de conexiune. Alte aspecte privind comunicarea vor fi tratate în cap. 5.

4.8 REZUMAT

Anumite rețele au un singur canal care este folosit pentru toate comunicațiile. În aceste rețele, problema principală de proiectare este alocarea acestui canal între stațiile concurente care doresc să îl folosească. Au fost puși la punct numeroși algoritmi de alocare a canalului. Un rezumat al unora dintre cele mai importante metode de alocare a canalului este prezentat în fig. 4-52.

Metodă	Descriere
FDM	Dedică o bandă de frecvență fiecărei stații
WDM	O schemă dinamică FDM pentru fibră optică
TDM	Dedică o cuantă de timp fiecărei stații
ALOHA pur	Transmisie nesincronizată în orice moment
ALOHA cuantificat	Transmisie aleatoare în cuante de timp bine definite
CSMA 1-persistent	Acces multiplu standard cu detectarea purtătoarei
CSMA nepersistent	Întârziere aleatoare când canalul este ocupat
CSMA p-persistent	CSMA cu probabilitatea de persistență p
CSMA/CD	CSMA cu oprire în cazul detectării unei coliziuni
Hartă de biți (bit map)	Utilizează o hartă de biți pentru planificare de tip rulare prin rotație
Numărare binară inversă	Următoarea este stația pregătită cu cel mai mare număr
Parcurgere arborescentă	Reduce conflictele prin activare selectivă
Divizarea lungimii de undă	Schemă FDM dinamică pentru fibre optice
MACA, MACAW	Protocoale LAN fără fir
Ethernet	CSMA/CD cu algoritm cu regresie exponențială binară
FHSS	Frequency hopping spread spectrum
DSSS	Direct sequence spread spectrum
CSMA/CA	Acces multiplu cu sesizarea purtătoarei cu evitarea coliziunilor

Fig. 4-52. Metode și sisteme de alocare a canalului pentru un canal obișnuit.

Cele mai simple scheme de alocare sunt FDM și TDM. Acestea sunt eficiente atunci când numărul de stații este mic și traficul continuu, oarecum echilibrat. Amândouă sunt larg folosite în aceste condiții, de exemplu pentru a diviza banda de legătură utilizată pentru trunchiuri telefonice.

Dacă numărul stațiilor este mare și variabil, iar traficul de tip rafală, atunci FDM și TDM nu sunt alegeri bune. Ca alternativă a fost propus protocolul ALOHA, cu sau fără cuantificare și control. ALOHA și numeroasele sale variante și derivate a fost pe larg discutat, analizat și folosit în sisteme reale.

Atunci când starea canalului poate fi detectată, stațiile pot evita începerea unei transmisii cât timp transmite altă stație. Această tehnică, detectarea purtătoarei, a condus la o diversitate de protocoale care pot fi folosite pe LAN-uri și MAN-uri.

Există o clasă de protocoale care elimină total conflictele, sau cel puțin le reduce considerabil. Numărarea binară inversă elimină complet conflictele. Protocolul de parcurgere arborescentă le reduce împărțind dinamic stațiile în două grupuri disjuncte, unuia permițându-i-se să transmită iar celuilalt nu. Acesta încearcă să facă împărțirea astfel, încât transmisia să-i fie permisă unei singure stații dintre cele pregătite să trimită.

LAN-urile fără fir au propriile lor probleme și soluții. Cea mai mare problemă este cauzată de stații ascunse, astfel încât CSMA nu funcționează. O clasă de soluții, tipizată de MACA și MACAW, intenționează să stimuleze transmisiile în jurul destinației, pentru a îmbunătăți funcționarea CSMA.

FHSS și DSSS sunt de asemenea utilizate. IEEE 802.11 combină CSMA și MACAW pentru a produce CSMA/CA.

Ethernetul este forma dominanta pentru rețele locale. Acesta utilizează CSMA/CD pentru alocarea canalului. Versiunile vechi foloseau cabluri ce șerpuiau de la o mașina la alta, dar acum sunt utilizate perechi de fire torsadate ce se conectează în noduri și comutatoare. Vitezele au crescut de la 10 Mbps la 1 Gbps și cresc în continuare.

LAN-urile fără fir sunt din ce în ce mai comune, 802.11 dominând acest domeniu. Nivelul său fizic permite cinci moduri de transmisie diferite, incluzând infraroșu, o varietate de spread spectrum schemes, și un sistem FDM multicanal. Poate opera cu câte o stație de bază în fiecare celulă, dar poate opera și fără nici. Protocolul este o versiune de MACAW cu sesizarea virtuală a purtătoarei. MAN-urile fără fir au început deja să apară. Acestea sunt sisteme de bandă largă care utilizează unde radio pentru a înlocui ultimele porțiuni în conexiunile telefonice. Sunt folosite tehnici tradiționale de modulație de bandă îngustă. Calitatea serviciilor este importantă, cu 802.16 definindu-se patru clase și anume: viteză de transmisie constantă, două viteze de transmisie variabile și o viteză de transmisie cu cea mai bună încercare (eng. best efforts).

Sistemul Bluetooth este de asemenea fără fir dar este adresat mai mult către sistemele desktop, pentru conectarea căștilor și a altor echipamente la calculatoare fără a utiliza fire. Se intenționează de asemenea conectarea perifericelor, cum ar fi faxurile la telefoane mobile. Ca și 802.11, acesta folosește FHSS în banda ISM. Datorită nivelului de zgomot din multe medii și datorită necesității unei interacțiuni în timp real, diferite protocoale înglobează mecanisme complicate pentru urmărirea și corecția erorilor.

Având atât de multe LAN-uri diferite, este necesară o metodă de a le interconecta. Punțile și comutatoarele sunt folosite în acest scop. Algoritmul cu arbore de acoperire este folosit pentru a construi punți plug-and-play. O noua dezvoltare în domeniul interconectării LAN-urilor este VLAN, care separă topologia logică a LAN-urilor de topologia fizică. Un nou format pentru cadrele Ethernet (802.1Q) a fost introdus pentru a oferi o modalitate mai simplă de introducere a VLAN-urilor în organizații.

4.9 PROBLEME

1. Pentru această problema folosiți o formula din acest capitol, însă înainte de a începe rezolvarea problemei scrieți formula. Cadrele ajung aleator la un canal de 100 Mbps pentru transmitere. Dacă în momentul când un cadru ajunge avem canalul ocupat, acesta își așteaptă rândul într-o coadă. Dimensiunea cadrului este distribuita exponential cu o medie de 10.000 biți/cadru. Pentru fiecare din următoarele rate de sosire, precizați întârzierea medie a unui cadru, incluzând timpul cât acesta stă în coadă și timpul cât durează transmisia.
a) 90 cadre/sec.
b) 900 cadre/sec.
c) 9000 cadre/sec.

2. Un grup de N stații folosesc în comun un canal ALOHA pur de 56 Kbps. Fiecare stație emite în medie un cadru de 1000 de biți la fiecare 100 sec, chiar dacă cel precedent nu a fost încă trimis (de exemplu, stațiile folosesc zone tampon). Care este valoarea maximă a lui N?

3. Comparați întârzierea unui canal ALOHA pur cu aceea a unui canal ALOHA cuantificat la încărcare mică. Care dintre ele este mai mică? Motivați răspunsul.

4. Zece mii de stații de rezervare a biletelor de avion concurează pentru folosirea unui singur canal ALOHA cuantificat. O stație obișnuită face 18 cereri/oră. O cuantă este de 125 μs. Care este încărcarea totală aproximativă a canalului?

5. O populație mare de utilizatori ALOHA generează 50 cereri/sec, inclusiv originalele și retransmisiile. Timpul este cuantificat în unități de 40 ms.
a) Care este șansa de succes a primei încercări?
b) Care este probabilitatea unui număr de exact k coliziuni urmate de un succes?
c) Câte încercări de transmisie ne așteptăm să fie necesare?

6. Măsurătorile făcute asupra unui canal ALOHA cuantificat, cu un număr infinit de utilizatori, arată că 10% din cuante sunt nefolosite.
a) Care este încărcarea canalului, G?
b) Care este productivitatea?
c) Canalul este subîncărcat sau supraîncărcat?

7. Într-un sistem cuantificat ALOHA cu o populație infinită, numărul mediu de cuante pe care o statie le așteaptă între o coliziune și retransmisia ei, este 4. Reprezentați curba întârzierii în funcție de productivitate, pentru acest sistem.

8. Cat timp o stație s trebuie să aștepte în cel mai rău caz înainte de a putea transmite cadre intr-un LAN ce folosește:
a) protocolul de bază harta de biți?
b) protocolul lui Mok și Ward cu permutare virtuală a numerelor stațiilor?

9. Un LAN folosește versiunea lui Mok și Ward pentru numărătoarea inversă binară. La un anumit moment, cele zece stații au numerele virtuale de stație 8, 2, 4, 5, 1, 7, 3, 6, 9 și 0. Următoarele trei stații care trebuie să emită sunt 4, 3 și 9, în această ordine. Care sunt noile numere virtuale de stație după ce toate cele trei și-au terminat transmisiile?

10. Șaisprezece stații concurează pentru folosirea unui canal comun folosind protocolul cu parcurgere arborescentă adaptivă. Dacă toate stațiile ale căror adrese sunt numere prime devin brusc simultan disponibile, câte intervale de bit sunt necesare pentru a rezolva conflictul?

11. O colecție de 2^n stații folosesc protocolul cu parcurgere arborescentă adaptivă pentru a arbitra accesul la un cablu comun. La un moment dat, două dintre ele devin disponibile. Care este numărul minim, maxim și mediu de cuante pentru a parcurge arborele dacă $2^n >> 1$?

12. LAN-urile fără fir pe care le-am studiat foloseau protocoale ca MACA în loc de CSMA/CD. În ce condiții ar fi posibil să folosească CSMA/CD?

13. Care sunt caracteristicile comune ale protocoalelor de acces la canal WDMA și GSM?

14. Șase stații , de la A la F, comunica utilizând protocolul MACA. Este posibil ca doua transmisii sa aibă loc simultan? Explicați răspunsul.

15. O clădire cu 7 etaje are 15 birouri alăturate pe fiecare etaj. Fiecare birou conține o priză de perete pentru un terminal pe peretele din față, astfel încât prizele formează o rețea rectangulară în plan vertical, cu o distanță de 4 m între prize, atât pe orizontală cât și pe verticală. Presupunând că este posibil să se monteze câte un cablu direct între orice pereche de prize, pe orizontală, verticală sau diagonală, câti metri de cablu sunt necesari pentru conectarea tuturor prizelor folosind:
a) O configurație stea cu un singur ruter în mijloc?
b) Un LAN 802.3?
c) O rețea de tip inel (fără fir central)?

16. Care este viteza (în bauds) a unui LAN 802.3 standard de 10 Mbps?

17. Schițați codificarea Manchester pentru șirul de biți: 0001110101.

18. Schițați codificarea Manchester diferențială pentru șirul de biți din problema precedentă. Presupuneți că linia este inițial în stare jos.

19. Un LAN CSMA/CD de 10 Mbps (care nu e 802.3), lung de 1 km, are o viteză de propagare de 200 m/μs. Cadrele de date au o lungime de 256 biți, incluzând 32 de biți de antet, suma de control și alte date suplimentare. Primul interval de bit după o transmitere efectuată cu succes este rezervat pentru receptor spre a ocupa canalul pentru a trimite un cadru de confirmare de 32 de biți. Care este viteza efectivă de date, excluzând încărcarea suplimentară și presupunând că nu sunt coliziuni?

20. Două stații CSMA/CD încearcă să transmită fiecare fișiere mari (multicadru). După ce este trimis fiecare cadru, ele concurează pentru canal folosind algoritmul de regresie exponențială binară. Care este probabilitatea terminării conflictului la runda k, și care este numărul mediu de runde per conflict?

21. Să considerăm cazul unei rețele CSMA/CD de 1G bps, cu un cablu mai lung de 1 km, fără repetoare. Viteza semnalului pe cablu este de 200.000 km/s. Care este dimensiunea minimă a cadrului?

22. Un pachet IP ce trebuie transmis în Internet are 60 octeți cu tot cu antete. Daca LLC nu este utilizat, este nevoie să se adauge informație de umplutură în cadrul Ethernet, și dacă da, câți octeți?

23. Cadrele Ethernet trebuie să aibă o lungime minimă de 64 de octeți pentru a avea siguranța că emițătorul încă mai emite, în cazul unei coliziuni la capatul celălalt al cablului. Fast Ethernet-ul are aceeași dimensiune minimă a cadrului de 64 de octeți, dar poate emite biții de zece ori mai rapid. Cum este posibil să se mențină aceeași dimensiune minimă a cadrului?

24. Autorii unor cărți susțin că dimensiunea maximă a cadrului Ethernet este de 1518 octeți în loc de 1500 octeți. Au aceștia dreptate? Explicați răspunsul.

25. Specificațiile 1000Base-SX spun că ceasul ar trebui să meargă la 1250 MHz, deși Gigabit Ethernet ar trebui sa transmită 1 Gbps. Este folosit acest plus de viteză pentru a mări siguranța transmisiei? Dacă nu, specificați ce se întâmplă.

26. Câte cadre pe secundă poate manevra gigabit Ethernet? Luați în considerare toate cazurile relevante. Sugestie: contează faptul că este o rețea gigabit Ethernet.

27. Numiți două rețele care permit sa aibă cadre împachetate cap-la-cap. De ce se merita să ai această facilitate?

28. În fig. 4-27 sunt arătate patru stații, A, B, C și D. Care dintre ultimele doua stații credeți ca este mai aproape de A și de ce?

29. Presupunând ca un 11-Mbps LAN 802.11b transmite cadre de 64-octeti cap-la-cap printr-un canal radio rata erorilor de 10^{-7} . Câte cadre pe secundă vor fi distruse în medie?

30. O rețea 802.16 are lungimea canalului de 20 MHz. Câți biți/sec pot fi transmiși la o stație conectată?

31. IEEE 802.16 suportă patru clase de servicii. Care clasă este cea mai bună alegere pentru a transmite semnal video necomprimat?

32. Dați două motive pentru care rețelele ar trebui să utilizeze corectarea erorilor în loc de detecția erorilor și retransmisia datelor?

33. În fig. 4-35, am văzut ca un dispozitiv Bluetooth poate fi în două piconet-uri în același timp. Există vreun motiv ca un dispozitiv sa nu fie stăpân în ambele piconet-uri în același timp?

34. Fig. 4-25 arată diferite protocoale de nivel fizic. Care dintre acestea este mai apropiat de protocolul de nivel fizic al Bluetooth? Care este marea diferență dintre cele doua?

35. Bluetooth suportă două tipuri de legătură între un stăpân și un sclav. Care sunt acestea și la ce sunt folosite fiecare?

36. Cadrul de semnalizare la FHSS (frequency hopping spread spectrum) varianta 802.11 conține timpul de locuire (dwell time). Credeți ca la Bluetooth, cadrul de semnalizare analog, conține de asemenea timpul de locuire (dwell time)? Discutați răspunsul.

37. Considerați LAN-urile interconectate din fig. 4-44. Presupuneți că gazda a și b sunt în LAN-ul 1, c este în LAN-ul 2 și d este în LAN-ul 8. Inițial tabelele de dispersie din toate punțile sunt goale și se folosește arborele de acoperire din fig. 4-44(b). Arătați cum tabelele de dispersie din punți diferite se schimbă după fiecare din următoarele evenimente ce se succed : primul a, apoi b și așa mai departe.
a) a trimite către d.
b) c trimite către a.
c) d trimite către c.
d) d trimite către LAN-ul 6.
e) d trimite către a.

38. O consecință în folosirea unui arbore de acoperire pentru a retransmite cadre intr-un LAN extins este ca unele punți nu participă la retransmiterea cadrelor. Identificați trei punți de acest fel în fig. 4-44. Exista vreun motiv pentru a păstra aceste punți, chiar daca ele nu sunt folosite pentru retransmitere?

39. Imaginați-vă ca un comutator are plăci de extensie pentru patru linii de intrare. Se întâmplă frecvent ca un cadru care ajunge pe una din aceste linii trebuie să iasă pe altă linie pe aceeași placă. Ce variante are proiectantul comutatorului pentru aceasta situație?

40. Un comutator proiectat pentru a fi utilizat cu un Ethernet rapid are un fund de sertar care poate transfera 10 Gbps. Câte cadre/sec poate manevra în cel mai rău caz?

41. Considerați rețeaua din fig. 4-49(a). Daca mașina J devine brusc albă; este nevoie de vreo schimbare la etichetare? Dacă da, ce anume?

42. Descrieți pe scurt diferențele dintre comutatoarele cu memorare și retransmitere și cele cu cut-through?

43. În ceea ce privește cadrele defecte, comutatoarele cu memorare și retransmitere au un avantaj fata de cele cut-through. Explicați care sunt acestea.

44. Pentru a pune în funcțiune VLAN-uri, este nevoie de tabele de configurație în comutatoare și punți. Ce s-ar întâmpla daca VLAN-urile din fig. 4-49(a) ar utiliza noduri în loc de mediu partajat? Nodurile au nevoie de tabele de configurare? De ce sau de ce nu?

45. În fig. 4-50 comutatorul din domeniul final cu PC îmbătrânite, figurat în dreapta este un comutator pregătit pentru VLAN. Este posibilă utilizarea unui comutator vechi în acest caz? Dacă da, cum va funcționa acesta? Dacă nu, de ce?

46. Scrieți un program care să simuleze comportamentul protocolului CSMA/CD în Ethernet când exista N stații pregătite sa transmită în timp ce se transmite un cadru. Programul vostru trebuie să prezinte timpii când fiecare stație începe sa transmită cu succes cadrul. Presupuneți că un tact de ceas apare odată la fiecare cuantă de timp (51,2 microsecunde) și o detecție de coliziune și o secvență de bruiaj durează o cuantă de timp. Toate cadrele sunt de dimensiune maximă admisă.

5

NIVELUL REȚEA

Nivelul rețea are ca sarcină preluarea pachetelor de la sursă și transferul lor către destinație. Ajungerea la destinație poate necesita mai multe salturi prin rutere intermediare de-a lungul drumului. Această funcție contrastează clar cu cea a nivelului legătură de date, care avea scopul mult mai modest de a transfera cadre de la un capăt al unui fir la celălalt. Astfel nivelul rețea este cel mai scăzut nivel care se ocupă de transmisii capăt la capăt.

Pentru realizarea scopurilor propuse, nivelul rețea trebuie să cunoască topologia subrețelei de comunicație (de exemplu mulțimea tuturor ruterelor) și să aleagă calea cea mai potrivită prin aceasta. De asemenea trebuie să aleagă căile de urmat astfel, încât să nu încarce excesiv unele legături de comunicație sau rutere în timp ce altele sunt inactive. În fine, când sursa și destinația fac parte din rețele diferite, apar probleme noi. Este sarcina nivelului rețea să se ocupe de ele. În acest capitol vom studia toate aceste aspecte și le vom exemplifica, in primul rând folosind Internetul și protocolul lui la nivelul rețea, IP, cu toate că vom vorbi și despre rețele fără fir.

5.1 CERINȚELE DE PROIECTARE ALE NIVELULUI REȚEA

Vom prezenta, în continuare, o introducere a cerințelor pe care proiectantul nivelului rețea trebuie să le rezolve. Acestea includ serviciile furnizate nivelului transport și proiectarea internă a subrețelei.

5.1.1 Comutare de pachete de tip Memorează-și-Retransmite (Store-and-Forward)

Dar înainte de a începe explicarea detaliilor nivelului rețea, merită probabil sa reinițializăm contextul în care operează protocoalele de la nivelul rețea. Acest context este prezentat în fig. 5-1. Componentele majore ale sistemului sunt echipamentul companiei de telecomunicații (rutere conectate prin linii de transmisie), prezentat în interiorul ovalului umbrit, și echipamentul clientului, prezentat în afara ovalului. Gazda *H1* este conectată direct la unul dintre ruterele companiei de telecomunicații, *A*, printr-o linie închiriată. În contrast, *H2* este într-o rețea LAN cu un ruter, *F*, deținut și operat de către client. Acest ruter are, deasemeni, și o linie închiriată către echipamentul companiei de telecomunicații. Am prezentat *F* ca fiind în afara ovalului, deoarece nu aparține companiei de telecomunicații, dar în termeni de construcție, software și protocoale, probabil că nu diferă față de ruterele acesteia. Este discutabil dacă aparține subrețelei, dar în contextul acestui capitol ruterele din localul clientului sunt considerate parte a subrețelei deoarece rulează aceeași algoritmi ca și ruterele companiei de telecomunicații (și aici principala noastră preocupare sunt algoritmii).

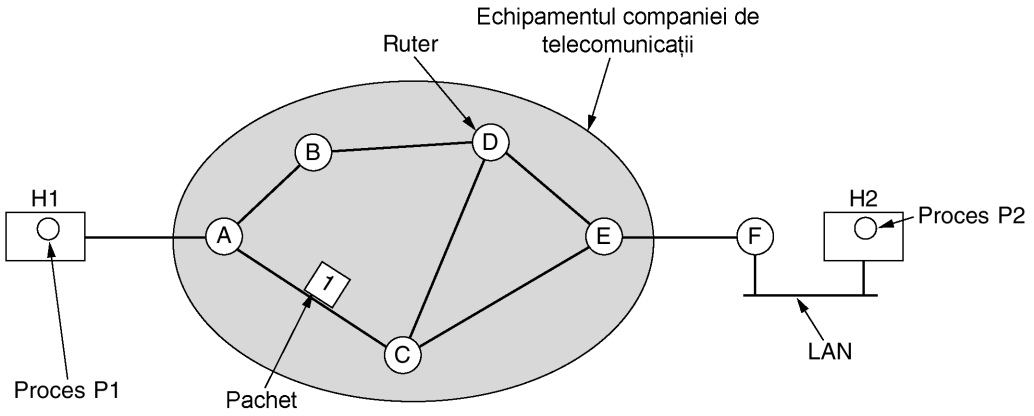


Fig. 5-1. Cadrul protocoalelor nivelului rețea.

Acest echipament este folosit după cum urmează. O gazdă care are de transmis un pachet îl transmite celui mai apropiat ruter, fie in aceeași rețea LAN, fie printr-o legătură punct la punct cu compania de telecomunicații. Pachetul este memorat acolo până ajunge integral, astfel încât să poată fi verificată suma de control. Apoi este trimis mai departe către următorul ruter de pe traseu, până ajunge la gazda destinație, unde este livrat. Acest mecanism reprezintă comutarea de pachete de tip memorează-și-retransmite, așa cum am văzut în capitolele anterioare.

5.1.2 Servicii furnizate nivelului transport

Nivelul rețea furnizează servicii nivelului transport la interfața dintre cele două niveluri. O întrebare importantă este ce fel de servicii furnizează nivelul rețea nivelului transport. Serviciile nivelului rețea au fost proiectate având în vedere următoarele scopuri:

1. Serviciile trebuie să fie independente de tehnologia ruterului.
2. Nivelul transport trebuie să fie independent de numărul, tipul și topologia ruterelor existente.

3. Adresele de rețea disponibile la nivelul transport trebuie să folosească o schemă de numerotare uniformă, chiar în cadrul rețelelor LAN și WAN.

Obiectivele fiind stabilite, proiectantul nivelului rețea are o mare libertate în a scrie specificațiile detaliate ale serviciilor oferite nivelului transport. Această libertate degenerează adesea într-o aprigă bătălie între două tabere opuse. Problema centrală a discuției este dacă nivelul rețea trebuie să furnizeze servicii orientate pe conexiune sau servicii neorientate pe conexiune.

O tabără (reprezentată de comunitatea Internet) afirmă că scopul ruterului este de a transfera pachete și nimic mai mult. În viziunea lor (bazată pe experiența a aproape 30 de ani de exploatare a unei rețele de calculatoare în funcțiune), subrețeaua este inerent nesigură, indiferent cum ar fi proiectată. De aceea calculatoarele gazdă trebuie să accepte faptul că rețeaua este nesigură și să facă controlul erorilor (i.e., detecția și corecția erorii) și controlul fluxului ele însele.

Acest punct de vedere duce rapid la concluzia că serviciul rețea trebuie să fie neorientat pe conexiune, cu două primitive SEND PACKET și RECEIVE PACKET și cu foarte puțin în plus. În particular, nu trebuie făcută nici o operație pentru controlul ordinii sau fluxului pachetelor pentru că oricum calculatorul gazdă va face acest lucru, și, de obicei, dublarea acestor operații aduce un câștig nesemnificativ. În continuare, fiecare pachet va trebui să poarte întreaga adresă de destinație, pentru că fiecare pachet este independent de pachetele predecesoare, dacă acestea există.

Cealaltă tabără (reprezentată de companiile de telefoane) afirmă că subrețeaua trebuie să asigure un serviciu orientat pe conexiune sigur. Ei susțin că 100 de ani de experiență cu sistemul telefonic mondial reprezintă un ghid excelent. În această perspectivă, calitatea serviciului este elementul dominant, și într-o subrețea fără conexiuni, calitatea serviciului este dificil de obținut, în special pentru trafic in timp real cum ar fi voce și imagine.

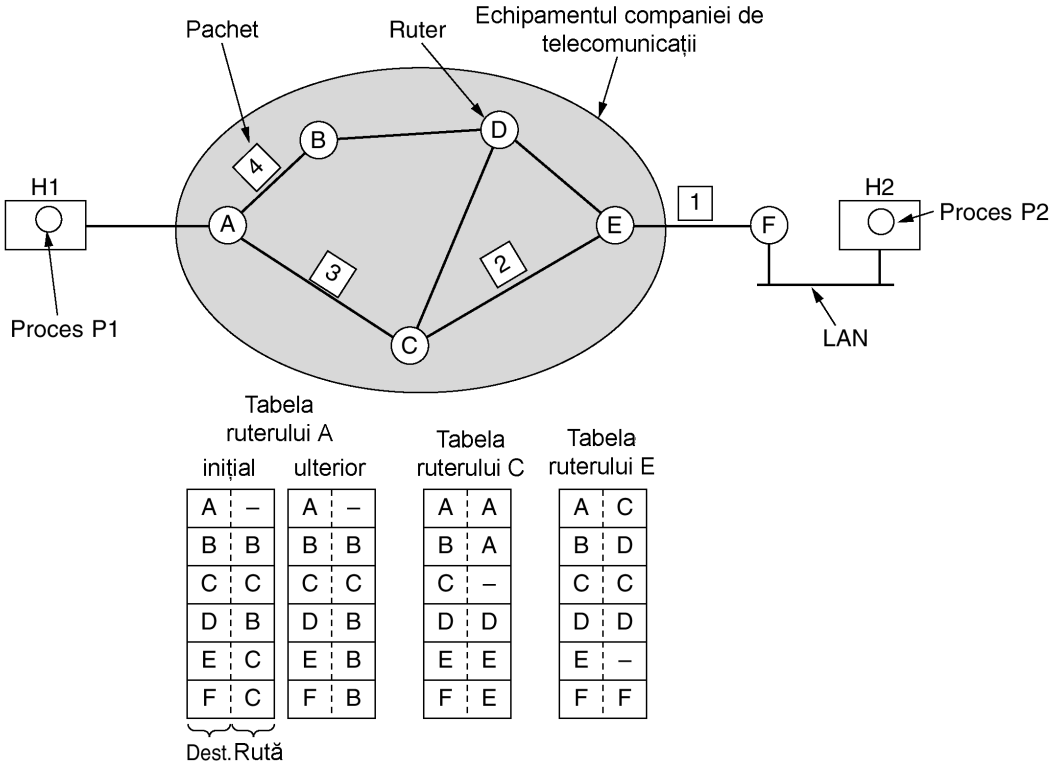
Aceste două tabere sunt cel mai bine exemplificate de Internet și rețele ATM. Rețeaua Internet oferă un serviciu la nivelul rețea neorientat pe conexiune; rețelele ATM oferă un serviciu la nivelul rețea orientat pe conexiune. Totuși, este interesant de notat că cu cât garantarea calității serviciului devine din ce in ce mai importantă, Internetul evoluează. În particular, începe să dobândească proprietăți asociate normal cu serviciile orientate conexiune, așa cum vom vedea mai târziu. De fapt, ne-am făcut o părere despre această evoluție in timpul studiului despre rețele VLAN în Cap. 4.

5.1.3 Implementarea serviciului neorientat pe conexiune

După ce am văzut cele două clase de servicii pe care nivelul rețea le furnizează utilizatorilor săi, este momentul să vedem funcționarea internă a acestui nivel. Sunt posibile două organizări diferite, în funcție de tipul serviciului oferit. Dacă este oferit un serviciu neorientat pe conexiune, atunci pachetele sunt trimise in subrețea individual și dirijate independent de celelalte. Nu este necesară nici o inițializare prealabilă. În acest context, pachetele sunt numite frecvent **datagrame** (datagrams) (prin analogie cu telegramele), iar subrețeaua este numită **subrețea datagramă** (datagram subnet). Dacă este folosit serviciul orientat conexiune, atunci, înainte de a trimite pachete de date, trebuie stabilită o cale de la ruterul sursă la ruterul destinație. Această conexiune este numită **VC** (**virtual circuit**, circuit virtual), prin analogie cu circuitele fizice care se stabilesc în sistemul telefonic, iar subrețeaua este numită **subrețea cu circuite virtuale** (**virtual-circuit subnet**). În această secțiune vom studia subrețele datagramă; în următoarea secțiune vom studia subrețelele cu circuite virtuale.

Să vedem cum funcționează o subrețea datagramă. Să presupunem că procesul *P1* din fig. 5-2 are un mesaj lung pentru procesul *P2*. El transmite mesajul nivelului transport, cu instrucțiunile de livrare către procesul *P2* aflat pe calculatorul gazdă *H2*. Codul nivelului transport rulează pe calculatorul

gazdă *H1*, de obicei în cadrul sistemului de operare. Acesta inserează la începutul mesajului un antet corespunzător nivelului transport și transferă rezultatul nivelului rețea, probabil o altă procedură din cadrul sistemului de operare.



A	–
B	B
C	C
D	B
E	C
F	C

A	–
B	B
C	C
D	B
E	B
F	B

A	A
B	A
C	–
D	D
E	E
F	E

A	C
B	D
C	C
D	D
E	–
F	F

Fig. 5-2. Dirijarea într-o subrețea datagramă.

Să presupunem că mesajul este de patru ori mai lung decât dimensiunea maximă a unui pachet, așa că nivelul rețea trebuie să îl spargă în patru pachete, 1, 2, 3, și 4 și să le trimită pe fiecare în parte ruterului *A*, folosind un protocol punct-la-punct, de exemplu, PPP. Din acest punct controlul este preluat de compania de telecomunicații. Fiecare ruter are o tabelă internă care îi spune unde să trimită pachete pentru fiecare destinație posibilă. Fiecare intrare în tabelă este o pereche compusă din destinație și linia de ieșire folosită pentru acea destinație. Pot fi folosite doar linii conectate direct. De exemplu, în fig. 5-2, *A* are doar două linii de ieșire – către *B* și *C* – astfel că fiecare pachet ce vine trebuie trimis către unul dintre aceste rutere, chiar dacă ultima destinație este alt ruter. Tabela de rutare inițială a lui *A* este prezentată în figură sub eticheta „inițial”.

Cum au ajuns la *A*, pachetele 1, 2 și 3 au fost memorate pentru scurt timp (pentru verificarea sumei de control). Apoi fiecare a fost trimis mai departe către *C* conform tabelei lui *A*. Pachetul 1 a fost apoi trimis mai departe către *E* și apoi către *F*. Când a ajuns la *F*, a fost încapsulat într-un cadru al nivelului legătură de date și trimis către calculatorul gazdă *H2* prin rețeaua LAN.

Totuși, ceva diferit s-a întâmplat cu pachetul 4. Când a ajuns la *A* a fost trimis către ruterul *B,* chiar dacă și el este destinat tot lui *F*. Dintr-un motiv oarecare, *A* a decis să trimită pachetul 4 pe o rută diferită de cea urmată de primele trei. Poate că a aflat despre o congestie undeva pe calea *ACE*

și și-a actualizat tabela de rutare, așa cum apare sub eticheta „mai târziu”. Algoritmul ce administrează tabelele și ia deciziile de rutare se numește **algoritm de rutare** (routing algorithm). Algoritmii de rutare sunt unele dintre principalele elemente pe care le vom studia în acest capitol.

5.1.4 Implementarea serviciilor orientate pe conexiune

Pentru serviciile orientate conexiune, avem nevoie de o subrețea cu circuite virtuale. Să vedem cum funcționează aceasta. Ideea care se stă la baza circuitelor virtuale este evitarea alegerii unei noi căi (rute) pentru fiecare pachet trimis, ca în fig. 5-2. În schimb, atunci când se stabilește o conexiune, se alege o cale între mașina sursă și mașina destinație, ca parte componentă a inițializării conexiunii și aceasta este memorată în tabelele ruterelor. Acea cale este folosită pentru tot traficul de pe conexiune, exact în același mod în care funcționează sistemul telefonic. Atunci când conexiunea este eliberată, este închis și circuitul virtual. În cazul serviciilor orientate conexiune, fiecare pachet poartă un identificator care spune cărui circuit virtual îi aparține.

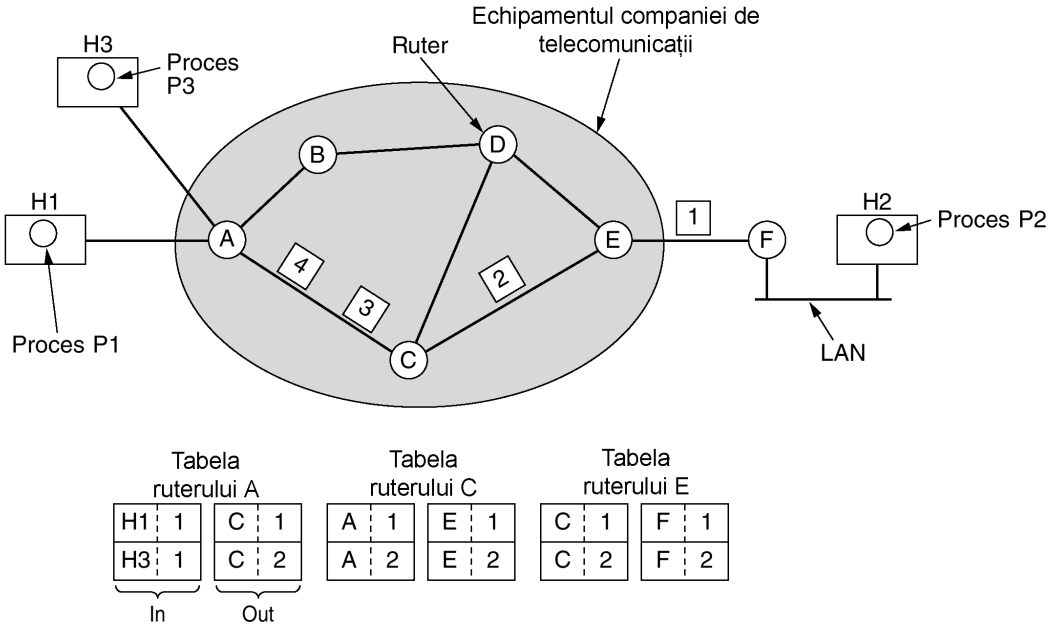


Fig. 5-3. Dirijare în cadrul unei subrețele cu circuite virtuale.

De exemplu, să considerăm situația din fig. 5-3. Aici calculatorul gazdă *H1* a stabilit conexiunea 1 cu calculatorul gazdă *H2*. Aceasta este memorată ca prima intrare în fiecare tabelă de rutare. Prima linie a tabelei lui *A* spune că dacă un pachet purtând identificatorul de conexiune 1 vine de la *H1*, atunci trebuie trimis către ruterul *C*, dându-i-se identificatorul de conexiune 1. Similar, prima intrare a lui C dirijează pachetul către *E*, tot cu identificatorul de conexiune 1.

Acum să vedem ce se întâmplă dacă *H3* vrea, de asemenea, să stabilească o conexiune cu *H2*. Alege identificatorul de conexiune 1 (deoarece inițializează conexiunea și aceasta este singura conexiune) și indică subrețelei să stabilească circuitul virtual. Aceasta conduce la a doua linie din tabele. Observați că apare un conflict deoarece deși *A* poate distinge ușor pachetele conexiunii 1 de la *H1*

de pachetele conexiunii 1 de la *H3*, *C* nu poate face asta. Din acest motiv, *A* asociază un identificator de conexiune diferit pentru traficul de ieșire al celei de a doua conexiuni. Pentru evitarea conflictelor de acest gen ruterele trebuie să poată înlocui identificatorii de conexiune în pachetele care pleacă. În unele contexte, aceasta se numește comutarea etichetelor (label switching).

5.1.5 Comparație între subrețele cu circuite virtuale și subrețele datagramă

Atât circuitele virtuale cât și datagramele au suporteri și oponenți. Vom încerca acum să rezumăm argumentele ambelor tabere. Principalele aspecte sunt prezentate în fig. 5-4, deși cei extrem de riguroși ar putea probabil găsi un contraexemplu pentru toate cele descrise în această figură.

Problemă	Subrețea datagramă	Subrețea cu circuite virtuale (CV)
Stabilirea circuitului	Nu este necesară	Obligatorie
Adresare	Fiecare pachet conține adresa completă pentru sursă și destinație	Fiecare pachet conține un număr mic de CV
Informații de stare	Ruterele nu păstrează informații despre conexiuni	Fiecare CV necesită spațiu pentru tabela ruterului per conexiune
Dirijare	Fiecare pachet este dirijat independent	Calea este stabilită la inițierea CV; toate pachetele o urmează
Efectul defectării ruterului	Nici unul, cu excepția pachetelor pierdute în timpul defectării	Toate circuitele virtuale care trec prin ruterul defect sunt terminate
Calitatea serviciului	Dificil	Simplu, dacă pentru fiecare CV pot fi alocate în avans suficiente resurse
Controlul congestiei	Dificil	Simplu, dacă pentru fiecare CV pot fi alocate în avans suficiente resurse

Fig. 5-4. Comparație între subrețele datagramă și subrețele cu circuite virtuale.

În interiorul subrețelei există situații în care trebuie să se aleagă între facilități antagoniste specifice fie circuitelor virtuale, fie datagramelor. Un astfel de compromis este acela între spațiul de memorie al ruterului și lățimea de bandă. Circuitele virtuale permit pachetelor să conțină numere de circuite în locul unor adrese complete. Dacă pachetul tinde să fie foarte mic, atunci existența unei adrese complete în fiecare pachet poate reprezenta o supraîncărcare (overhead) importantă și deci o irosire a lățimii de bandă. Prețul plătit pentru folosirea internă a circuitelor virtuale este spațiul necesar păstrării tabelei în ruter. Soluția mai ieftină este determinată de raportul între costul circuitelor de comunicație și cel al memoriei ruterului.

Alt compromis este cel între timpul necesar stabilirii circuitului și timpul de analiză a adresei. Folosirea circuitelor virtuale presupune existența unei faze inițiale de stabilire a căii, care cere timp și consumă resurse. Oricum, este ușor să ne imaginăm ce se întâmplă cu un pachet de date într-o subrețea bazată pe circuite virtuale: ruterul folosește numărul circuitului ca un index într-o tabelă pentru a afla unde merge pachetul. Într-o rețea bazată pe datagrame, pentru a găsi intrarea corespunzătoare destinației se folosește o procedură de căutare mult mai complicată.

O altă problemă este cea a dimensiunii spațiului necesar pentru tabela din memoria ruterului. O subrețea datagramă necesită o intrare pentru fiecare destinație posibilă, în timp ce o rețea cu circuite virtuale necesită o intrare pentru fiecare circuit virtual. Totuși, acest avantaj este relativ iluzoriu deoarece și pachetele de inițializare a conexiunii trebuie rutate, iar ele folosesc adresele destinație, la fel ca și datagramele.

Circuitele virtuale au unele avantaje în garantarea calității serviciului și evitarea congestionării subrețelei, deoarece resursele (de exemplu zone tampon, lărgime de bandă și cicluri CPU) pot fi rezervate în avans, atunci când se stabilește conexiunea. La sosirea pachetelor, lățimea de bandă necesară și capacitatea ruterului vor fi deja pregătite. Pentru o subrețea bazată pe datagrame, evitarea congestionării este mult mai dificilă.

Pentru sistemele de prelucrare a tranzacțiilor (de exemplu apelurile magazinelor pentru a verifica cumpărături realizate cu cărți de credit) overhead-ul implicat de stabilirea și eliberarea unui circuit virtual poate reduce cu ușurință utilitatea circuitului. Dacă majoritatea traficului este de acest tip, folosirea internă a circuitelor virtuale în cadrul subrețelei nu prea are sens. Pe de altă parte, ar putea fi de folos circuite virtuale permanente, stabilite manual și care să dureze luni sau chiar ani.

Circuitele virtuale au o problemă de vulnerabilitate. Dacă un ruter se defectează și își pierde conținutul memoriei, atunci toate circuitele virtuale care treceau prin el sunt suprimate, chiar dacă acesta își revine după o secundă. Prin contrast, dacă se defectează un ruter bazat pe datagrame vor fi afectați doar acei utilizatori care aveau pachete memorate temporar în cozile de așteptare ale ruterului și este posibil ca numărul lor să fie și mai mic, în funcție de câte pachete au fost deja confirmate. Pierderea liniei de comunicație este fatală pentru circuitele virtuale care o folosesc, însă poate fi ușor compensată dacă se folosesc datagrame. De asemenea, datagramele permit ruterului să echilibreze traficul prin subrețea, deoarece căile pot fi modificate parțial în cursul unei secvențe lungi de pachete transmise.

5.2 ALGORITMI DE DIRIJARE

Principala funcție a nivelului rețea este dirijarea pachetelor de la mașina sursă către mașina destinație. În majoritatea subrețelelor pachetele vor face salturi multiple pentru a ajunge la destinație. Singura excepție remarcabilă o reprezintă rețelele cu difuzare, dar chiar și aici dirijarea este importantă, atunci când sursa și destinația nu sunt în aceeași rețea. Algoritmii care aleg calea și structurile de date folosite de aceștia reprezintă un domeniu important al proiectării nivelului rețea.

Algoritmul de dirijare (routing algorithm) este acea parte a software-ului nivelului rețea care răspunde de alegerea liniei de ieșire pe care trebuie trimis un pachet recepționat. Dacă subrețeaua folosește intern datagrame, această decizie trebuie luată din nou pentru fiecare pachet recepționat, deoarece este posibil ca cea mai bună rută să se fi modificat între timp. Dacă subrețeaua folosește circuite virtuale, deciziile de dirijare sunt luate doar la inițializarea unui nou circuit virtual. După aceea pachetele de date vor urma doar calea stabilită anterior. Acest ultim caz este numit uneori **dirijare de sesiune** (**session routing**), deoarece calea rămâne în funcțiune pentru o întreagă sesiune utilizator (de exemplu o sesiune de conectare de la un terminal -login- sau un transfer de fișiere).

Uneori este util să se facă distincția între dirijare, care înseamnă alegerea căii care va fi folosită, și retransmitere, care se referă la ceea ce se întâmplă atunci când sosește un pachet. Se poate spune despre un ruter că rulează intern două procese. Unul dintre ele preia fiecare pachet care sosește, căutând în tabela de dirijare linia de ieșire folosită pentru el. Acesta este procesul de **retransmitere** (**forwarding**). Celălalt proces se ocupă de completarea și actualizarea tabelei de rutare. Aici algoritmul intervine de dirijare.

Indiferent dacă ruta se alege independent pentru fiecare pachet sau doar la stabilirea unei noi conexiuni, un algoritm de dirijare trebuie să aibă anumite proprietăți: corectitudine, simplitate, robustețe, stabilitate, echitate, optimalitate. Corectitudinea și simplitatea nu mai au nevoie de comentarii, dar necesitatea robusteții poate fi mai puțin evidentă la prima vedere. Odată ce apare pe piață o rețea importantă, este de așteptat ca ea să funcționeze continuu ani întregi, fără defecte generale ale sistemului. În acest timp vor exista defecte hardware și software de tot felul. Calculatoare gazdă, rutere, linii de comunicație vor cădea repetat și topologia se va schimba de multe ori. Algoritmul de dirijare trebuie să facă față acestor modificări ale topologiei și traficului, fără a impune ca toate joburile de pe toate calculatoarele să fie abandonate și rețeaua să fie reinițializată de fiecare dată când se defectează un ruter.

Stabilitatea este de asemenea un obiectiv important pentru algoritmul de dirijare. Există algoritmi de dirijare care niciodată nu converg la echilibru, indiferent cât timp ar rula. Un algoritm stabil atinge starea de echilibru și o menține. Echitatea și optimalitatea sunt evidente – este sigur că nici o persoană înțeleaptă nu li se opune - însă, așa cum se va arăta, adeseori acestea sunt obiective contradictorii. Un exemplu simplu al acestui conflict este prezentat în fig. 5-5. Presupunem că între A și A', între B și B' și între C și C' există un trafic suficient pentru a satura legăturile orizontale. Pentru a maximiza fluxul total, traficul între X și X' trebuie oprit. Din păcate acest lucru ar defavoriza pe X și X'. Evident, este necesar un compromis între eficiența globală și echitatea față de fiecare dintre conexiuni.

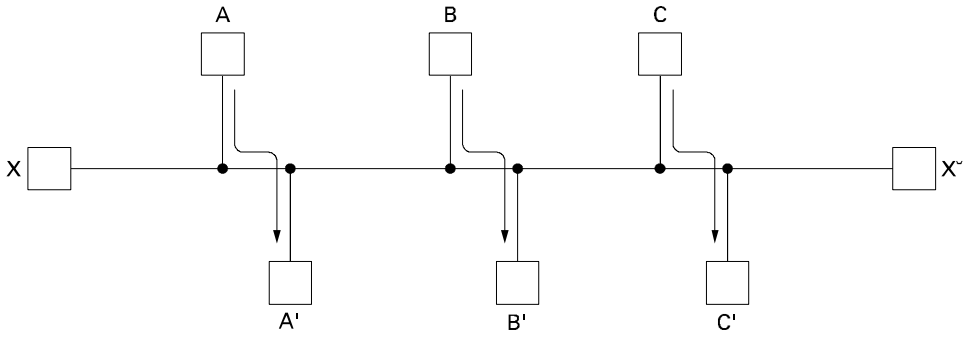


Fig. 5-5. Conflict între echitate și optimalitate.

Înainte de a încerca să găsim rezolvarea acestui conflict între optimalitate și prevenirea defavorizării, trebuie să stabilim ce vrem să optimizăm. Minimizarea întârzierii medii a unui pachet este un candidat evident, însă la fel este și maximizarea productivității (throughput) totale a rețelei. Mai mult, și aceste două obiective sunt în conflict, deoarece funcționarea unui sistem cu cozi de așteptare la limita capacității sale produce întârzieri majore. Pentru a realiza un compromis, în multe rețele se încearcă minimizarea numărului de salturi pe care trebuie să le facă un pachet, deoarece reducerea numărului de salturi tinde să îmbunătățească întârzierea și de asemenea să reducă lățimea de bandă consumată, ceea ce tinde să îmbunătățească și productivitatea.

Algoritmii de dirijare pot fi grupați în două mari clase: neadaptivi și adaptivi. **Algoritmii neadaptivi** (**nonadaptive algorithms**) nu își bazează deciziile de dirijare pe măsurători sau estimări ale traficului și topologiei curente. Astfel, alegerea căii folosite pentru a ajunge de la nodul *I* la nodul *J* (oricare ar fi *I* și *J*) se calculează în avans, off-line și parvine ruterului la inițializarea rețelei. Această procedură se mai numește și **dirijare statică** (**static routing**).

Algoritmii adaptivi (**adaptive algorithms**), prin contrast, își modifică deciziile de dirijare pentru a reflecta modificările de topologie și de multe ori și pe cele de trafic. Algoritmii adaptivi diferă prin locul de unde își iau informația (de exemplu local, de la un ruter vecin sau de la toate ruterele), prin momentul la care schimbă rutele (de exemplu la fiecare ΔT secunde, când se schimbă încărcarea sau când se schimbă topologia) și prin metrica folosită pentru optimizare (de exemplu distanța, numărul de salturi sau timpul estimat pentru tranzit). În secțiunile următoare vom discuta o varietate de algoritmi de dirijare, atât statici cât și dinamici.

5.2.1 Principiul optimalității

Înainte de a intra în algoritmii specifici, ar fi poate folositor să observăm că se poate face o afirmație despre rutele optimale fără a ne referi la topologia rețelei sau la trafic. Această afirmație este cunoscută sub numele de **principiul optimalității** (**optimality principle**). El stabilește că dacă ruterul *J* este pe calea optimă de la ruterul *I* către ruterul *K*, atunci calea optimă de la *J* la *K* este pe aceeași rută. Pentru a vedea aceasta, să notăm cu r_1 partea din cale de la *I* la *J*, iar cu r_2 restul rutei. Dacă ar exista o rută mai bună decât r_2 de la *J* la *K*, ea ar putea fi concatenată cu r_1 și ar îmbunătăți ruta de la *I* la *K*, ceea ce ar contrazice presupunerea că r_1r_2 este optimală.

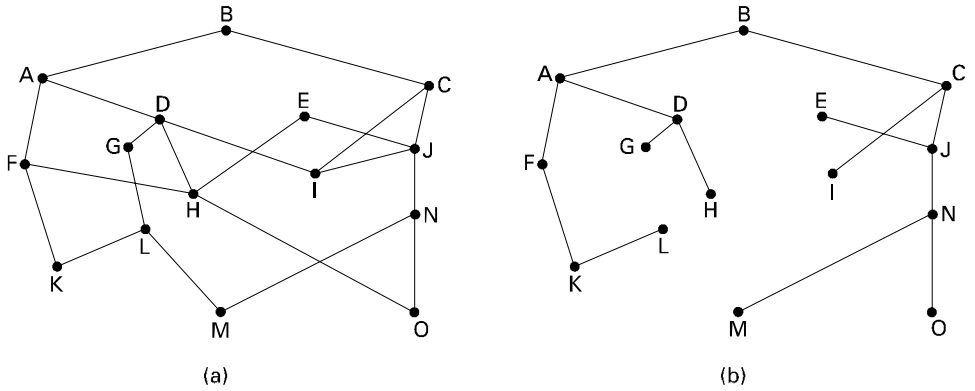


Fig. 5-6. (a) O subrețea. (b) Un arbore de scufundare pentru ruterul *B*.

Ca o consecință directă a principiului optimalității, putem observa că mulțimea rutelor de la toate sursele către o anume destinație formează un arbore având rădăcina în destinație. Acest arbore se numește **arbore de scufundare** (**sink tree**) și este prezentat în fig. 5-6, unde distanța metrica aleasă este numărul de salturi. Observați că arborele de scufundare nu este unic, putând exista și alți arbori cu aceeași lungime a căii. Scopul tuturor algoritmilor de dirijare este de a descoperi și folosi arborii de scufundare pentru toate ruterele.

Deoarece arborele de scufundare este într-adevăr un arbore, el nu conține bucle, deci fiecare pachet va fi livrat într-un număr finit și limitat de salturi. În practică viața nu este chiar așa de ușoară. Legăturile și ruterele pot să se defecteze și să-și revină în timpul operațiilor, astfel încât diferite rutere pot avea imagini diferite asupra topologiei curente. De asemenea, am trecut mai repede peste întrebarea dacă fiecare ruter trebuie să obțină individual informația necesară calculării arborelui de scufundare sau dacă această informație este colectată prin alte mijloace. Vom reveni însă la această

problemă în curând. Cu toate acestea, principiul optimalității și arborele de scufundare furnizează referințe cu care pot fi comparați ceilalți algoritmi de dirijare.

5.2.2 Dirijarea pe calea cea mai scurtă

Să începem studiul algoritmilor de dirijare posibili cu o tehnică des utilizată în multe forme deoarece este simplă și ușor de înțeles. Ideea este de a construi un graf al subrețelei, fiecare nod al grafului fiind un ruter, iar fiecare arc al grafului fiind o linie de comunicație (numită adesea legătură). Pentru a alege o cale între o pereche dată de rutere, algoritmul trebuie să găsească în graf calea cea mai scurtă dintre ele.

Conceptul de **cea mai scurtă cale (shortest path routing)** necesită unele explicații. O modalitate de a măsura lungimea căii este numărul de salturi. Folosind această metrică, căile *ABC* și *ABE* din fig. 5-7 sunt la fel de lungi. O altă metrică este distanța geografică în kilometri, caz în care *ABC* este clar mult mai mare decât *ABE* (presupunând că fig. este desenată la scară).

Oricum, sunt posibile multe alte metrici în afară de salturi și distanța geografică. De exemplu, fiecare arc poate fi etichetat cu valorile medii ale așteptării în coadă și întârzierii de transmisie pentru anumite pachete standard de test, așa cum sunt determinate de măsurători care se fac din oră în oră. Cu această etichetare, cea mai scurtă cale este cea mai rapidă, nu neapărat cea cu mai puține arce sau kilometri.

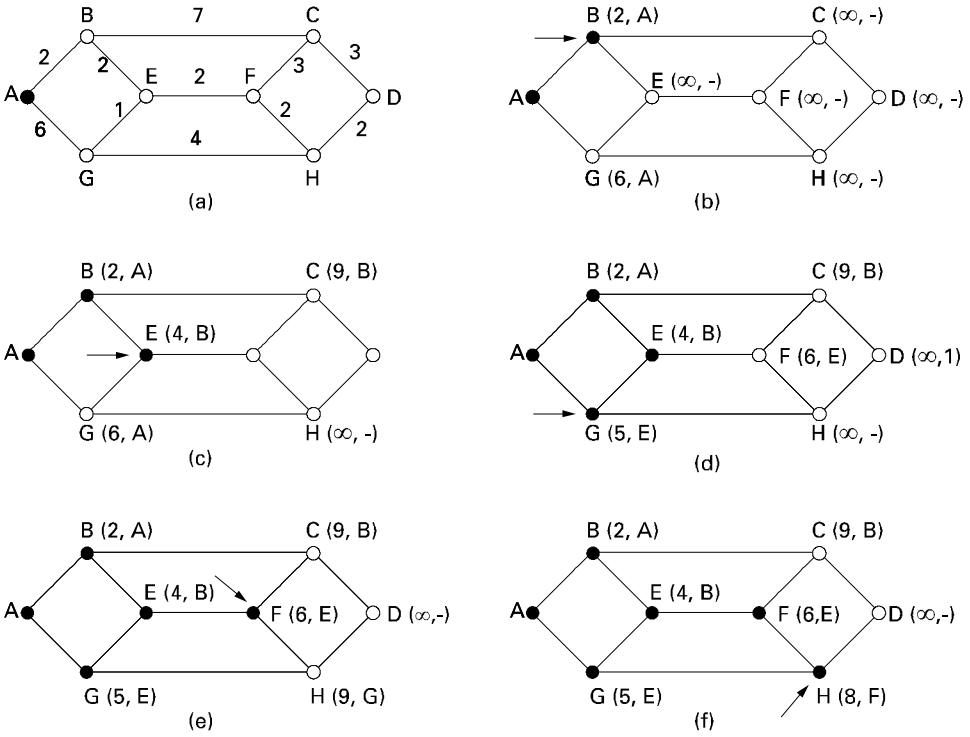


Fig. 5-7. Primii cinci pași folosiți în calcularea celei mai scurte căi de la A la D. Săgețile indică nodul curent.

În cazul cel mai general, etichetele de pe arce ar putea fi calculate ca funcții de distanță, lărgime de bandă, trafic mediu, cost al comunicației, lungime medie a cozilor de așteptare, întârzieri măsurate și alți factori. Prin modificarea ponderilor, algoritmul ar putea calcula cea mai „scurtă" cale, în conformitate cu oricare dintre aceste criterii sau cu combinații ale acestor criterii.

Se cunosc mai mulți algoritmi pentru calculul celei mai scurte căi între două noduri dintr-un graf. Cel mai cunoscut este cel propus de Dijkstra (1959). Fiecare nod este etichetat (în paranteze) cu distanța de la nodul sursă până la el, de-a lungul celei mai bune căi cunoscute. Inițial nu se cunoaște nici o cale, așa că toate nodurile vor fi etichetate cu infinit. Pe măsură ce se execută algoritmul și se găsesc noi căi, etichetele se pot schimba, reflectând căi mai bune. O etichetă poate fi fie temporară, fie permanentă. Inițial toate etichetele sunt temporare. Atunci când se descoperă că o etichetă reprezintă cea mai scurtă cale posibilă de la sursă către acel nod, ea devine permanentă și nu se mai schimbă ulterior.

Pentru a ilustra cum funcționează algoritmul de etichetare, să ne uităm la graful neorientat, etichetat din fig. 5-7(a), unde etichetele reprezintă, de exemplu, distanța. Dorim să aflăm cea mai scurtă cale de la *A* la *D*. Începem prin a marca nodul *A* ca permanent, indicând aceasta printr-un cerc colorat. Apoi vom examina fiecare nod adiacent cu *A* (care este acum nodul curent), reetichetând fiecare nod cu distanța până la nodul *A*. De fiecare dată când un nod este reetichetat, îl vom eticheta și cu nodul de la care s-a făcut încercarea, pentru a putea reface calea ulterior. După ce am examinat toate nodurile adiacente ale lui *A*, vom examina toate nodurile cu etichetă temporară din întregul graf și îl facem permanent pe cel cu eticheta minimă, așa cum se observă din fig. 5-7(b). Acest nod devine noul nod curent.

Acum începem din *B* și examinăm toate nodurile sale adiacente. Dacă suma între eticheta lui *B* și distanța de la *B* la nodul considerat este mai mică decât eticheta acelui nod, înseamnă că am găsit o cale mai scurtă și va trebui făcută reetichetarea nodului.

După ce toate nodurile adiacente nodului curent au fost inspectate și au fost schimbate toate etichetele temporare posibile, se reia căutarea în întregul graf pentru a identifica nodul cu eticheta temporară minimă. Acest nod este făcut permanent și devine nodul curent al etapei următoare. Fig. 5-7 prezintă primii cinci pași ai algoritmului.

Pentru a vedea de ce merge algoritmul, să privim fig. 5-7(c). La momentul respectiv de abia am făcut permanent nodul *E*. Să presupunem că ar exista o cale mai scurtă decât *ABE*, de exemplu *AXYZE*. Există două posibilități: fie nodul *Z* a fost deja făcut permanent, fie încă nu a fost. Dacă a fost, atunci *E* a fost deja examinat (la pasul imediat următor celui la care *Z* a fost făcut permanent), astfel încât calea *AXYZE* nu a fost ignorată și deci nu poate fi cea mai scurtă cale.

Să considerăm acum cazul în care *Z* este încă etichetă temporară. Atunci fie eticheta lui *Z* este mai mare sau egală cu cea a lui *E*, caz în care *ABE* nu poate fi o cale mai scurtă decât *AXYZE*, fie este mai mică decât cea a lui *E*, caz în care *Z* și nu *E* va deveni permanent mai întâi, permițând lui *E* să fie examinat din *Z*.

Algoritmul este prezentat în fig. 5-8. Variabilele globale *n* și *dist* sunt inițializate înainte să fie apelată *shortest_path*. Singura diferență între program și algoritmul descris mai sus este aceea că în fig. 5-8 calculăm calea cea mai scurtă pornind de la nodul terminal, *t*, în locul nodului sursă, *s*. Deoarece calea cea mai scurtă de la *t* la *s* într-un graf neorientat este exact aceeași cu calea cea mai scurtă de la *s* la *t*, nu contează la care capăt începem (decât dacă există mai multe căi scurte, caz în care, inversând calea, am putea găsi alt drum). Motivul pentru care începem căutarea de la nodul destinație este acela că nodurile sunt etichetate cu predecesorul și nu cu succesorul. Atunci când calea finală este copiată în variabila de ieșire, *path*, calea este inversată. Prin inversarea căutării, cele două efecte se anulează, astfel încât rezultatul se obține în ordinea corectă.

```
#define MAX_NODES 1024                                  /* numărul maxim de noduri */
#define INFINITY 1000000000                          /* un număr mai mare decât orice cale */
int n,dist[MAX_NODES][ MAX_NODES]                    /* dist[i][j] e distanța de la i la j */

void shortest_path(int s, int t, int path[])
{ struct state {                                          /* calea cu care se lucrează */
 int predecessor;                                                 /* nodul anterior */
 int length;                                          /* lungimea de la sursă la acest nod */
 enum {permanent, tentative} label;                               /* etichetă stare */
}state [MAX_NODES];

int i, k, min;
struct state *p;

for (p = &state[0]; p < &state[n]; p++) {                          /* inițializări */
 p->predecessor = -1;
 p->length = INFINITY;
 p->label = tentative;
}
state[t].length = 0; state[t].label = permanent;
k = t;                                                   /* k este nodul inițial de lucru */
do {                                                  /* există vreo cale mai bună de la k? */
 for (i = 0; i < n; i++)                                          /* graful are n noduri */
   if (dist[k][i] != 0 && state[i].label == tentative) {
     if (state[k].length + dist[k][i] < state[i].length) {
       state[i].predecessor = k;
       state[i].length = state[k].length + dist[k][i];
     }
   }

 /* Găsește nodul etichetat temporar cu cea mai mică etichetă */
 k = 0; min = INFINITY;
 for (i = 0; i < n; i++)
   if (state[i].label == tentative && state[i].length < min) {
     min = state[i].length;
     k = i;
   }
 state[k].label = permanent;
} while (k != s);

/* Copiază calea în vectorul de ieșire */
i = 0; k = s;
do { path[i++] = k; k = state[k].predecessor; } while (k >= 0);
}
```

Fig. 5-8. Algoritmul Dijkstra pentru calculul celei mai scurte căi într-un graf.

5.2.3 Inundarea

Un alt algoritm static este **inundarea (flooding)**, în care fiecare pachet recepționat este trimis mai departe pe fiecare linie de ieșire, cu excepția celei pe care a sosit. Este evident că inundarea generează un mare număr de pachete duplicate, de fapt un număr infinit dacă nu se iau unele măsuri pentru a limita acest proces. O astfel de măsură este păstrarea unui contor de salturi în antetul fiecă-

rui pachet, contor care este decrementat la fiecare salt și care face ca pachetul să fie distrus când contorul atinge valoarea zero.

Ideal ar fi ca acest contor să fie inițializat cu lungimea căii de la sursă la destinație. Dacă emițătorul nu cunoaște lungimea căii, poate inițializa contorul la valoarea cea mai defavorabilă, adică diametrul subrețelei.

O metodă alternativă pentru limitarea inundării este identificarea pachetelor care au fost deja inundate, pentru a preîntâmpina trimiterea lor a doua oară. O cale pentru a realiza acest scop este ca ruterul sursă să plaseze un număr de secvență în fiecare pachet pe care îl primește de la calculatorul gazdă asociat. Fiecare ruter necesită menținerea unei liste pentru fiecare ruter sursă, cu numerele de secvență provenite de la acel ruter sursă și care au fost deja trimise mai departe. Dacă sosește un pachet care se află în listă, el nu mai este trimis mai departe.

Pentru a limita creșterea lungimii listei, fiecare listă trebuie însoțită de un contor, *k*, care semnifică faptul că toate numerele de secvență până la *k* au fost deja tratate. La recepția unui pachet este ușor să se verifice dacă este un duplicat, caz în care este distrus. Evident, lista cu numere mai mici decât *k* nu este necesară, deoarece *k* o rezumă.

O variantă a algoritmului de inundare, care este și ceva mai practică, este **inundarea selectivă** (**selective flooding**). În acest algoritm ruterele nu trimit fiecare pachet recepționat pe fiecare legătură de ieșire, ci doar pe acele linii care duc aproximativ în direcția potrivită. De obicei sunt puține motive pentru a trimite un pachet spre partea de vest a rețelei folosind o legătură spre est, decât dacă topologia rețelei este cu totul deosebită și ruterul este sigur de acest lucru.

Inundarea nu este practică pentru majoritatea aplicațiilor, însă are destule utilizări. De exemplu, în aplicațiile militare, unde un mare număr de rutere pot fi scoase din funcționare în orice moment, robustețea extraordinară a inundării este necesară. În aplicațiile de baze de date distribuite, este uneori necesar ca toate bazele de date să fie actualizate simultan, caz în care inundarea poate fi folositoare. În rețelele fără fir, toate mesajele transmise de o gazdă pot fi recepționate de toate celelalte gazde din raza sa radio, ceea ce înseamnă de fapt inundare, și unii algoritmi folosesc această proprietate. O a patra utilizare posibilă a inundării este ca metrică la care să se raporteze toți ceilalți algoritmi de dirijare. Inundarea alege întotdeauna cea mai scurtă cale, deoarece alege în paralel toate căile posibile. În consecință, nici un alt algoritm nu poate produce o întârziere mai redusă (dacă ignorăm supraîncărcarea generată de însuși procesul de inundare).

5.2.4 Dirijare cu vectori distanță

Rețelele moderne de calculatoare folosesc de obicei algoritmi dinamici de dirijare în locul celor statici, descriși anterior, deoarece algoritmii statici nu țin seama de încărcarea curentă a rețelei. Doi dintre cei mai cunoscuți algoritmi dinamici sunt algoritmul de dirijare cu vectori distanță și algoritmul de dirijare bazat pe starea legăturilor. În această secțiune ne vom ocupa de primul algoritm. În secțiunea următoare vom studia cel de-al doilea algoritm.

Algoritmul de **dirijare cu vectori distanță (distance vector routing)** presupune că fiecare ruter menține o tabelă (de exemplu un vector) care păstrează cea mai bună distanță cunoscută spre fiecare destinație și linia care trebuie urmată pentru a ajunge acolo. Aceste tabele sunt actualizate prin schimbul de informații între nodurile vecine.

Algoritmul de dirijare cu vectori distanță este cunoscut și sub alte nume, cel mai des algoritmul distribuit de dirijare **Bellman-Ford** și algoritmul **Ford-Fulkerson**, după numele cercetătorilor care l-

au propus (Bellman, 1957; și Ford și Fulkerson, 1962). A fost algoritmul de dirijare folosit inițial în rețeaua ARPANET, a fost folosit de asemenea în Internet sub numele de RIP.

În dirijarea pe baza vectorilor distanță, fiecare ruter păstrează o tabelă de dirijare conținând câte o intrare pentru fiecare ruter din subrețea. Această intrare are două părți: linia de ieșire preferată care se folosește pentru destinația respectivă și o estimare a timpului sau distanței până la acea destinație. Metrica folosită poate fi numărul de salturi, întârzierea în milisecunde, numărul total de pachete care așteaptă în cozi de-a lungul căii, sau ceva asemănător.

Se presupune că ruterul cunoaște „distanța" spre fiecare dintre vecinii săi. Dacă se folosește metrica salturilor, distanța este doar de un salt. Dacă metrica folosită este cea a lungimii cozilor de așteptare, ruterul examinează pur și simplu lungimile acestor cozi. Dacă metrica este cea a întârzierilor, ruterul o poate măsura direct prin pachete speciale ECHO, în care receptorul va marca doar timpul curent (ștampila de timp) și le va trimite înapoi cât mai repede posibil.

Ca exemplu, să presupunem că se folosește metrica întârzierilor și că ruterul cunoaște întârzierea spre fiecare dintre vecinii săi. O dată la fiecare T msec fiecare ruter trimite spre fiecare vecin o listă a estimărilor proprii spre fiecare destinație. De asemenea el recepționează o listă similară de la fiecare vecin. Să presupunem că una dintre aceste tabele tocmai a sosit de la vecinul X, cu X_i fiind estimarea lui X despre cât timp este necesar pentru a ajunge la ruterul i. Dacă ruterul știe că întârzierea spre X este m msec, el știe de asemenea că poate atinge ruterul i trecând prin X în $X_i + m$ msec. Făcând aceste calcule pentru fiecare vecin, un ruter poate stabili care estimare pare a fi cea mai bună, pentru a folosi această estimare, împreună cu linia corespunzătoare în noua tabelă de dirijare. Este de remarcat faptul că vechea tabelă de dirijare nu intervine în calcule.

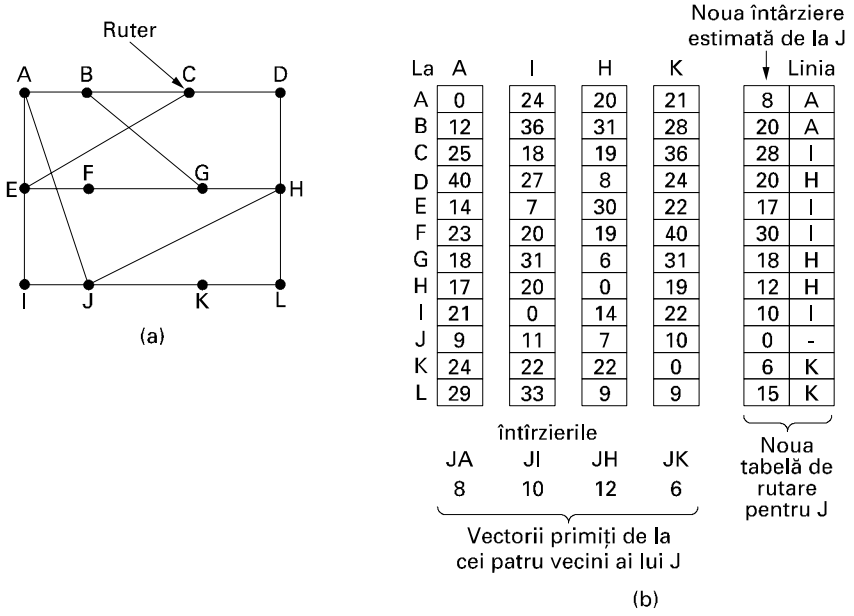


Fig. 5-9. (a) O subrețea. (b) Intrări de la A, I, H și K și noua tabelă de dirijare pentru J.

Acest proces de actualizare este ilustrat în fig. 5-9. Partea (a) prezintă o subrețea. Primele patru coloane din partea (b) conțin vectorii de întârzieri primiți de la vecinii ruterului J. A afirmă că are 12 msec întârziere spre B, 25 msec întârziere spre C, 40 msec întârziere spre D etc. Presupunem că

J și-a măsurat sau estimat întârzierea față de vecinii săi *A*, *I*, *H* și *K*, obținând valorile 8, 10, 12 și 16 ms, respectiv.

Să vedem cum calculează *J* noua cale spre ruterul *G*. El știe că poate ajunge la *A* în 8 msec și *A* pretinde că este în stare să ajungă la *G* în 18 msec, astfel încât *J* poate conta pe o întârziere de 26 msec spre G dacă dirijează pachetul spre *A*. Similar, el calculează întârzierea spre *G* prin *I*, *H*, *K* ca fiind 41 (31 + 10), 18 (6 + 12) și 37 (31 + 6) respectiv. Cea mai bună valoare este 18, așa că va crea o intrare în tabela de dirijare cu întârzierea către *G* de 18 msec și ruta de urmat trecând prin *H*. Aceleași calcule se fac pentru toate destinațiile, obținându-se noua tabelă de dirijare, care este prezentată în ultima coloană a figurii.

Problema numărării la infinit

Dirijarea folosind vectori distanță funcționează în teorie, însă în practică are o limitare importantă: deși ea converge spre rezultatul corect, o face foarte lent. În particular, ea reacționează rapid la veștile bune, dar foarte lent la cele rele. Să considerăm un ruter care are un cel mai bun drum spre destinația *X* foarte lung. Dacă la următorul schimb de informații, vecinul său *A* raportează brusc o întârziere mică spre *X*, ruterul va comuta și va folosi linia spre *A* pentru a dirija traficul spre *X*. Astfel, într-o singură schimbare a vectorului, vestea bună a fost luată în considerare.

Pentru a vedea cât de repede se propagă veștile bune, să considerăm subrețeaua (liniară) de cinci noduri din fig. 5-10, unde metrica întârzierilor este numărul de salturi. Să presupunem că inițial nodul *A* nu funcționează și toate celelalte rutere cunosc acest lucru. Cu alte cuvinte, toate celelalte rutere au înregistrat întârzierea spre *A* ca având valoarea infinit.

Când *A* pornește, celelalte rutere află aceasta datorită schimbărilor din vector. Pentru simplificare, vom considera că există un gong uriaș undeva, care bate periodic pentru a iniția schimbul de vectori simultan la toate ruterele. La momentul primului schimb, *B* află că vecinul din stânga are o întârziere nulă spre *A*. Astfel, *B* creează o nouă intrare în tabela sa, marcând faptul că *A* este la un singur salt distanță, spre stânga. Toate celelalte rutere consideră că *A* este încă oprit. Intrările tabelei de dirijare pentru *A*, la acest moment, sunt prezentate în a doua linie din fig. 5-10(a). La următorul schimb, *C* află că *B* are o cale de lungime 1 spre *A*, astfel încât își actualizează tabela de dirijare pentru a indica o cale de lungime 2, însă *D* și *E* nu vor primi vestea cea bună decât mai târziu. Evident, vestea cea bună se răspândește cu viteza de un salt la fiecare schimb. Într-o subrețea având calea cea mai lungă de lungime *N* salturi, după *N* schimburi fiecare ruter va afla despre liniile și ruterele nou apărute.

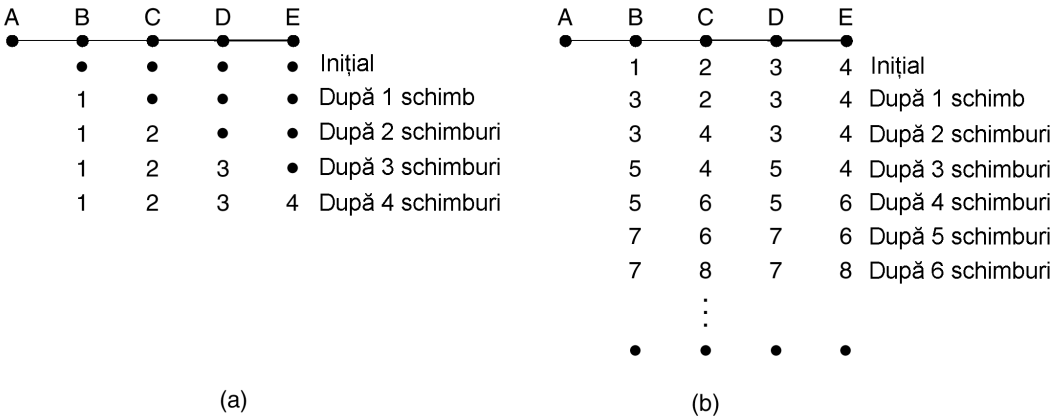


Fig. 5-10. Problema numărării la infinit.

Să considerăm acum situația din fig. 5-10(b), în care toate liniile și ruterele sunt inițial în funcțiune. Ruterele *B*, *C*, *D* și *E* au distanțele spre *A* respectiv de 1, 2, 3, 4. Brusc, *A* se oprește sau, alternativ, linia dintre *A* și *B* este întreruptă, ceea ce reprezintă efectiv același lucru din punctul de vedere al lui *B*.

La primul schimb de pachete, *B* nu primește nimic de la *A*. Din fericire, *C* spune: „Nici o problemă. Eu știu o cale spre *A* de lungime 2." Însă *B* nu știe că această cale a lui *C* trece prin *B* însuși. După cunoștințele lui *B*, *C* ar putea avea zece linii, toate cu căi separate de lungime 2 spre *A*. Prin urmare *B* va crede că poate ajunge la *A* prin *C* pe o cale de lungime 3. *D* și *E* nu își actualizează intrările proprii pentru *A* la primul schimb.

La al doilea schimb, *C* remarcă faptul că fiecare dintre vecinii săi pretinde a avea o cale de lungime 3 spre *A*. El va alege la întâmplare unul dintre acești vecini și va înregistra noua distanță spre *A* ca fiind 4, așa cum se arată în linia a treia din fig. 5-10(b). Schimburile următoare vor produce succesiunea prezentată în continuare în fig. 5-10(b).

Din această figură se poate deduce de ce veștile rele circulă mai lent: orice ruter va avea întotdeauna o valoare cu cel mult unu mai mare decât valoarea minimă a vecinilor săi. Treptat, toate ruterele vor ajunge la infinit, însă numărul de schimburi necesar depinde de valoarea numerică folosită pentru a reprezenta valoarea infinit. Din această cauză este recomandat să se aleagă infinitul, ca fiind lungimea celei mai mari căi, plus 1. Dacă metrica este întârzierea în timp, atunci nu este definită nici o limită superioară, astfel încât este necesară o valoare mare pentru a preveni considerarea unui drum cu întârziere mare ca fiind un drum defect. Nu este deloc surprinzător că această problemă este numită **problema numărării la infinit** (**the count to infinity problem**). Au existat câteva încercări de rezolvare a problemei (cum ar fi orizont împărțit cu revers otrăvit - eng.: split horizon with poisoned reverse - în RFC 1058), dar nici una nu a funcționat bine în general. Miezul problemei este că atunci când *X* îi spune lui *Y* că are o cale spre o destinație, *Y* nu are de unde să știe dacă se află el însuși pe acea cale.

5.2.5 Dirijarea folosind starea legăturilor

Dirijarea folosind vectori distanță a fost folosită în ARPANET până în 1979, când a fost înlocuită prin dirijarea folosind starea legăturilor. Au fost două probleme importante care au cauzat această schimbare. În primul rând, deoarece metrica folosită era lungimea cozilor de așteptare, la stabilirea rutei nu se lua în considerare lățimea de bandă. Inițial toate liniile erau de 56 Kbps, astfel încât lățimea de bandă nu era o problemă, însă după ce câteva linii au fost îmbunătățite la 230 Kbps, iar altele la 1.544 Mbps, neluarea în considerare a lățimii de bandă a devenit o problemă majoră. Evident, era posibil să se schimbe metrica folosită pentru a depinde și de lățimea de bandă, însă exista și o a doua problemă și anume aceea că algoritmul convergea destul de greu (problema numărării la infinit). De aceea, a fost înlocuit cu un algoritm nou, numit algoritm de **dirijare folosind starea legăturilor (link state routing)**. Variante de dirijare folosind starea legăturilor sunt actualmente foarte răspândite.

Ideea algoritmului bazat pe starea legăturilor este simplă și poate fi formulată în 5 puncte. Fiecare ruter trebuie să facă următoarele:

1. Să descopere care sunt vecinii săi și afle adresele de rețea ale acestora.
2. Să măsoare întârzierea sau costul până la fiecare din vecinii săi.
3. Să pregătească un pachet prin care anunță pe toată lumea că tocmai a terminat de cules datele despre vecini.

4. Să trimită acest pachet către toate celelalte rutere.
5. Să calculeze cea mai scurtă cale spre fiecare ruter.

Ca urmare, întreaga topologie și toate întârzierile sunt măsurate experimental și distribuite spre fiecare ruter. Apoi se poate rula algoritmul lui Dijkstra pentru a afla cea mai scurtă cale către fiecare ruter. În continuare vom analiza mai în detaliu acești cinci pași.

Determinarea vecinilor

Când un ruter este pus în funcțiune, prima sa sarcină este să afle care sunt vecinii săi. El realizează aceasta prin trimiterea unui pachet special HELLO pe fiecare linie prin care este legat la alt ruter. Ruterul de la celălalt capăt trebuie să răspundă anunțând într-un pachet identitatea sa. Aceste nume trebuie să fie unice global, pentru că dacă mai târziu un ruter află că trei rutere sunt conectate toate la *F*, este esențial ca acesta să poată determina dacă cele trei se referă la același *F*.

Când două sau mai multe rutere sunt conectate printr-o rețea LAN, situația devine puțin mai complicată. Fig. 5-11(a) ilustrează un LAN la care sunt conectate direct ruterele *A*, *C* și *F*. Fiecare dintre aceste rutere este conectat cu unul sau mai multe alte rutere, așa cum se arată în figură.

O modalitate de a modela rețeaua LAN este de a o considera ca un nod, așa cum se arată în fig. 5-11 (b). Aici am introdus un nod nou, artificial, *N*, la care *A*, *C* și *F* sunt conectate. Faptul că este posibil să se meargă de la *A* la *C* prin LAN este reprezentat aici de calea *ANC*.

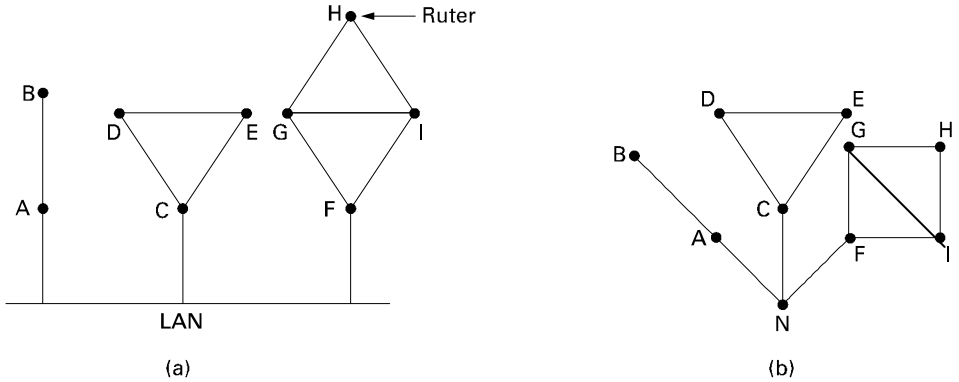


Fig. 5-11. (a) Nouă rutere și o LAN. (b) Graful asociat punctului (a).

Măsurarea costului liniei

Algoritmul de dirijare bazat pe starea legăturilor cere ca fiecare ruter să știe, sau cel puțin să aibă o estimare rezonabilă, a întârzierii către fiecare dintre vecinii săi. Cel mai direct mod de a afla acest lucru este de a trimite un pachet special ECHO pe linie, cerând ca ruterul partener să-l trimită înapoi imediat. Măsurând timpul în care pachetul se întoarce (round-trip time) și împărțindu-l la doi, ruterul inițiator poate avea o estimare rezonabilă a întârzierii. Pentru rezultate și mai bune, testul poate fi repetat de mai multe ori, folosindu-se apoi valoarea medie obținută. Bineînțeles, această metodă presupune implicit că întârzierile sunt simetrice, dar nu mereu este așa.

O problemă interesantă este dacă să se considere sau nu încărcarea rețelei la măsurarea întârzierii. Pentru a ține cont de încărcare, timpul de revenire trebuie măsurat din momentul în care pachetul ECHO este pus în coadă. Pentru a ignora încărcarea, ceasul se poate porni în momentul în care pachetul ECHO ajunge pe prima poziție din coadă.

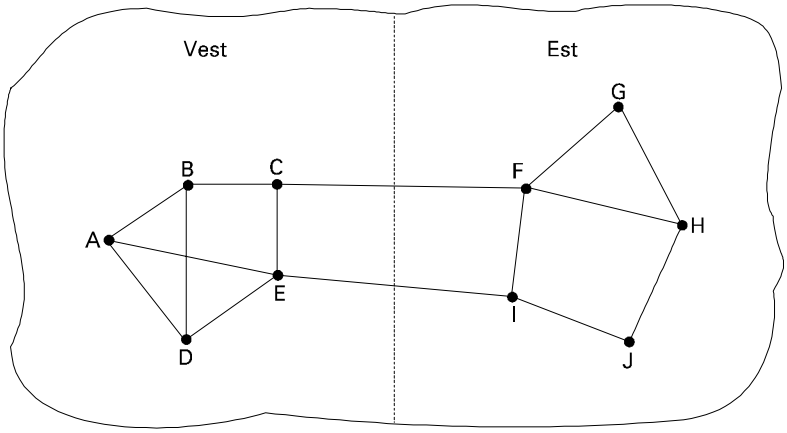


Fig. 5-12. O subrețea în care părțile de Est și Vest sunt conectate prin două linii.

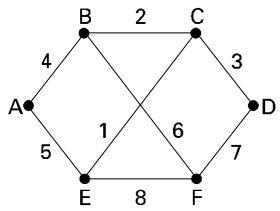
Pot fi aduse argumente în favoarea ambelor variante. Dacă se ține cont de întârzierile provocate de trafic la măsurători înseamnă că dacă un ruter trebuie să aleagă între două linii cu aceeași lățime de bandă, una dintre ele fiind puternic încărcată tot timpul, iar cealaltă nefiind foarte încărcată, atunci ruterul va desemna calea cea mai puțin încărcată ca fiind cea mai scurtă. Această alegere va duce la îmbunătățirea performanțelor.

Din păcate, există și un argument împotriva folosirii încărcării la calculul întârzierii. Să considerăm subrețeaua din fig. 5-12, care este divizată în două zone, Est și Vest, conectate prin două linii, *CF* și *EI*. Să presupunem că majoritatea traficului între Est și Vest folosește linia *CF* și, prin urmare, această linie este puternic încărcată și are întârzieri mari. Folosirea întârzierilor în cozi pentru calculul celei mai scurte căi va face ca drumul *EI* să fie preferat. După ce noile tabele de dirijare au fost instalate, majoritatea traficului Est-Vest va trece acum prin *EI*, supraîncărcând-o. De aceea, la următoarea actualizare, *CF* va părea a fi calea cea mai scurtă. Prin urmare tabelele de dirijare vor oscila puternic, conducând la o dirijare fluctuantă și facilitând apariția multor probleme potențiale. Dacă nu se ține cont de încărcare, luându-se în considerare doar lățimea de bandă, această problemă nu mai apare. Alternativ, încărcarea poate fi distribuită pe ambele linii, dar această soluție nu folosește în întregime calea cea mai bună. Cu toate acestea, pentru a evita oscilațiile în alegerea celei mai bune căi, poate fi înțelept să se distribuie încărcarea pe mai multe linii, în proporții cunoscute pe fiecare linie.

Construirea pachetelor cu starea legăturilor

De îndată ce a fost colectată informația necesară pentru realizarea schimbului, se poate trece la pasul următor, fiecare ruter construind un pachet care conține toate datele. Pachetul începe cu identitatea expeditorului, urmată de un număr de secvență, vârstă (care va fi descrisă în continuare) și o listă a vecinilor. Pentru fiecare vecin se specifică întârzierea asociată. Un exemplu de subrețea este prezentat în fig. 5-13(a), unde etichetele liniilor reprezintă întârzierile asociate. Pachetele cu starea legăturilor asociate tuturor celor șase rutere sunt prezentate în fig. 5-13(b).

Construirea pachetelor cu starea legăturilor se face ușor. Partea mai dificilă este să se determine când să fie construite ele. O posibilitate este ca ele să fie construite periodic, adică la intervale regulate. O altă posibilitate este atunci când se produce un eveniment semnificativ, cum ar fi scoaterea din funcțiune a unui vecin sau a unei linii, sau repunerea lor în funcțiune, sau modificarea semnificativă a proprietăților lor.



(a)

Pachete cu starea legăturilor

A	
Secv.	
Vârstă	
B	4
E	5

B	
Secv.	
Vârstă	
A	4
C	2
F	6

C	
Secv.	
Vârstă	
B	2
D	3
E	1

D	
Secv.	
Vârstă	
C	3
F	7

E	
Secv.	
Vârstă	
A	5
C	1
F	8

F	
Secv.	
Vârstă	
B	6
D	7
E	8

(b)

Fig. 5-13. (a) O subrețea. (b) Pachetele cu starea legăturilor pentru această subrețea.

Distribuirea pachetelor cu starea legăturilor

Cea mai complicată parte a algoritmului este distribuirea sigură a pachetelor cu starea legăturilor. De îndată ce pachetele sunt distribuite și instalate, ruterele care primesc primele pachete își vor schimba rutele. În consecință, rutere diferite ar putea folosi versiuni diferite ale topologiei, ceea ce poate duce la apariția unor inconsistențe, bucle, mașini inaccesibile sau a altor probleme.

Pentru început vom descrie algoritmul de bază folosit pentru distribuție. Apoi vom prezenta unele îmbunătățiri posibile. Ideea fundamentală este folosirea inundării pentru a distribui pachetele cu starea legăturilor. Pentru a avea controlul inundării, fiecare pachet conține un număr de secvență care este incrementat la fiecare nou pachet trimis. Ruterele păstrează evidența tuturor perechilor (ruter sursă, număr secvență) pe care le văd. La sosirea unui nou pachet cu starea legăturilor, el este căutat în lista pachetelor deja văzute. Dacă pachetul este nou, el este retrimis pe toate liniile, cu excepția celei pe care a sosit. Dacă este un duplicat, pachetul este distrus. Dacă pachetul sosit are un număr de secvență mai mic decât cel mai mare număr de secvență detectat, atunci el este rejectat ca fiind învechit.

Acest algoritm are câteva probleme, dar ele sunt tratabile. În primul rând, dacă numerele de secvență ating valoarea maximă posibilă și reîncep de la valori mici, se pot produce confuzii. Soluția este folosirea numerelor de secvență pe 32 biți. Considerând un pachet de starea legăturilor pe secundă, ar trebui 137 ani pentru a se reîncepe de la valori mici, astfel încât această posibilitate poate fi ignorată.

În al doilea rând, dacă un ruter se defectează, el va pierde evidența numerelor de secvență. Dacă va reîncepe de la 0, următorul pachet va fi rejectat ca duplicat.

În al treilea rând, dacă numărul de secvență este alterat și se recepționează 65540 în loc de 4 (eroare de modificare a unui bit), pachetele de la 5 la 65540 vor fi rejectate ca fiind învechite, deoarece se consideră că numărul de secvență curent este 65540.

Soluția tuturor acestor probleme este includerea vârstei pachetului după numărul de secvență și decrementarea sa la fiecare secundă. Când vârsta ajunge la zero, informația de la ruterul respectiv este distrusă. În mod normal un nou pachet apare, să zicem, la fiecare 10 sec., astfel încât informația de la ruter expiră doar dacă ruterul este oprit (sau dacă șase pachete consecutive s-au pierdut, un lucru extrem de improbabil). Câmpul *Age* este decrementat de asemenea de fiecare ruter la începutul procesului de inundare, pentru a se asigura că nici un pachet nu se poate pierde sau nu poate supraviețui o perioadă nelimitată (un pachet având vârsta zero este distrus).

Unele îmbunătățiri ale algoritmului pot să-l facă mai robust. Atunci când un pachet cu starea legăturilor ajunge într-un ruter pentru inundare, acesta nu este pus imediat în coada de transmisie. El este pus într-o zonă de așteptare pentru o scurtă perioadă. Dacă înainte de a fi trimis primul pachet sosește un alt pachet cu starea legăturilor de la aceeași sursă, numerele lor de secvență sunt comparate. Dacă sunt identice, duplicatul este distrus. Dacă sunt diferite, cel mai bătrân este ignorat. Pen-

tru a preîntâmpina erorile pe linia ruter-ruter, toate aceste pachete sunt confirmate. Dacă linia nu este folosită, zona de așteptare este inspectată în manieră round-robin, pentru a selecta un pachet sau o confirmare de trimis.

Structura de date folosită de ruterul *B* pentru subrețeaua din fig. 5-13(a) este descrisă în fig. 5-46. Fiecare linie corespunde unui pachet cu starea legăturilor sosit recent, dar încă neprelucrat în întregime. În tabelă se înregistrează originea pachetului, numărul de secvență, vârsta și datele transportate. În plus mai există unele indicatoare (flags) de trimitere și confirmare pentru fiecare dintre cele trei linii ale lui *B* (respectiv către *A*, *C*, *F*). Indicatorul de trimitere precizează că pachetul trebuie trimis pe linia indicată. Indicatorul de confirmare precizează că respectivul pachet trebuie confirmat.

În fig. 5-14, pachetul cu starea legăturilor de la *A* sosește direct, astfel încât el trebuie trimis către *C* și *F* și trebuie confirmat către *A*, așa cum precizează biții indicatori. Similar, pachetul de la *F* trebuie trimis către *A* și *C* și confirmat către *F*.

			Trimitere			ACK			
Sursa	Secv.	Vârsta	A	C	F	A	C	F	Date
A	21	60	0	1	1	1	0	0	
F	21	60	1	1	0	0	0	1	
E	21	59	0	1	0	1	0	1	
C	20	60	1	0	1	0	1	0	
D	21	59	1	0	0	0	1	1	

Fig. 5-14. Zona tampon pentru pachete a ruterului *B* din fig. 5-13.

Oricum, situația celui de-al treilea pachet, de la *E*, este diferită. El sosește de două ori, întâi pe calea *EAB* și apoi pe calea *EFB*. În consecință el trebuie trimis numai către *C*, însă trebuie confirmat atât lui *A* cât și lui *F*, așa cum indică și biții corespunzători.

Dacă sosește un duplicat în timp ce pachetul este încă în zona tampon, biții trebuie modificați. De exemplu, dacă o copie a stării lui *C* sosește de la *F* înainte ca a patra intrare din tabelă să fie trimisă, cei șase biți se vor schimba în 100011, pentru a preciza că pachetul trebuie confirmat către *F*, dar nu trimis acolo.

Calcularea noilor rute

De îndată ce un ruter a acumulat un set complet de pachete cu starea legăturilor, el poate construi graful întregii subrețele, deoarece fiecare legătură este reprezentată. De fapt, fiecare legătură este reprezentată de două ori, o dată pentru fiecare direcție. Cele două valori pot fi mediate sau folosite separat.

Acum poate fi folosit local algoritmul lui Dijkstra, pentru a construi cea mai scurtă cale către toate destinațiile posibile. Rezultatul acestui algoritm poate fi trecut în tabelele de dirijare, iar apoi operațiile normale pot fi reluate.

Pentru o subrețea formată din *n* rutere, fiecare având *k* vecini, memoria necesară pentru a memora datele de intrare este proporțională cu *kn*. Pentru subrețele mari, aceasta poate fi o problemă. De asemenea și timpul de calcul poate fi important. Cu toate acestea, în multe situații, algoritmul bazat pe starea legăturilor funcționează bine.

Oricum, probleme ale hardware-ului sau software-ului pot influența negativ funcționarea acestui algoritm (la fel ca și a altora). De exemplu, dacă un ruter pretinde că are o linie pe care de fapt nu o are, sau uită despre o linie pe care o are, graful subrețelei va fi incorect. Dacă un ruter eșuează în retrimiterea pachetelor sau le alterează în timp ce le retrimite, vor apărea probleme. În fine, dacă un ruter rămâne fără memorie sau calculează greșit rutele, se vor petrece lucruri urâte. Pe măsură ce subrețeaua crește în dimensiune, ajungând la zeci sau sute de mii de noduri, probabilitatea ca un ruter să se defecteze devine neneglijabilă. Trucul care se poate folosi constă în încercarea de limitare a pagubelor atunci când inevitabilul s-a produs. Perlman (1988) tratează în detaliu aceste probleme, precum și soluțiile lor.

Dirijarea bazată pe starea legăturilor este larg folosită în rețelele actuale, astfel încât ar fi potrivite câteva cuvinte despre unele protocoale care o folosesc. Protocolul OSPF, care este extrem de folosit în Internet, utilizează un algoritm bazat pe starea legăturilor. Vom descrie protocolul OSPF în sect. 5.6.4.

Un alt protocol bazat pe starea legăturilor este **IS-IS** (**Intermediate System-Intermediate System,** Sistem Intermediar – Sistem Intermediar), care a fost proiectat pentru DECnet și mai apoi adoptat de ISO pentru a fi folosit cu protocolul neorientat pe conexiune de la nivelul rețea, CLNP. De atunci a fost modificat pentru a se descurca și cu alte protocoale, cel mai important fiind IP. IS-IS este folosit în coloane vertebrale ale Internet-ului (Internet backbones) (inclusiv în vechiul NSFNET) și în unele sisteme digitale celulare cum ar fi CDPD. Novell NetWare folosește o variantă simplificată IS-IS (NLSP) pentru a dirija pachetele IPX.

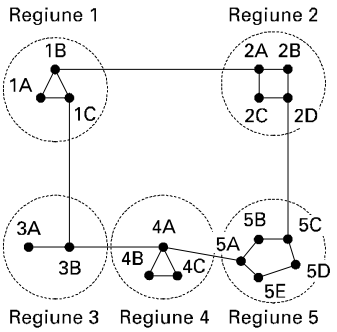
În principiu IS-IS distribuie o imagine a topologiei ruterelor, pe baza căreia se calculează calea cea mai scurtă. Fiecare ruter anunță, în informația de stare a legăturilor sale, ce adrese la nivelul rețea poate să acceseze direct. Aceste adrese pot fi IP, IPX, AppleTalk, sau orice alte adrese. IS-IS poate accepta chiar mai multe protocoale ale nivelului rețea în același timp.

Multe din inovațiile din proiectarea lui IS-IS au fost preluate de OSPF (OSPF a fost proiectat la mulți ani după IS-IS). Acestea includ o metodă auto-stabilizatoare a inundării, folosită la actualizarea stării legăturilor, conceptul de ruter dedicat într-o LAN, metoda de calcul și utilizare a căilor divizate și mai multe metrici. Ca o consecință, vor exista puține diferențe între IS-IS și OSPF. Cea mai importantă diferență este că IS-IS este codificat în așa fel, încât suportă ușor și chiar natural să transporte informațiile mai multor protocoale ale nivelului rețea, o caracteristică pe care OSPF nu o are. Acest avantaj este deosebit de important, în special în mediile mari, multiprotocol.

5.2.6 Dirijare ierarhică

Pe măsură ce rețelele cresc în dimensiune, tabelele de dirijare cresc proporțional. Pe lângă faptul că memoria ruterului este consumată de fiecare nouă creștere a tabelelor, pentru parcurgerea lor este necesar tot mai mult timp de calcul și se folosește tot mai mult din lățimea de bandă pentru a trimite rapoartele de stare despre ele. La un moment dat, rețeaua poate crește până la un punct în care nu mai este posibil ca fiecare ruter să dețină o intrare pentru fiecare alt ruter, astfel încât dirijarea trebuie făcută ierarhic, la fel ca în rețeaua telefonică.

Atunci când se folosește dirijarea ierarhică, ruterele sunt împărțite în ceea ce vom numi **regiuni** (**regions**), fiecare ruter știind toate detaliile necesare pentru a dirija pachete spre destinație în cadrul regiunii sale, dar neștiind nimic despre organizarea internă a celorlalte regiuni. Când rețele diferite sunt interconectate, este natural să privim fiecare rețea ca pe o regiune, pentru a elibera ruterele dintr-o rețea de sarcina de a cunoaște structura topologică a celorlalte.



(a)

Tabela completă pentru 1A

Dest.	Linie	Salturi
1A	—	—
1B	1B	1
1C	1C	1
2A	1B	2
2B	1B	3
2C	1B	3
2D	1B	4
3A	1C	3
3B	1C	2
4A	1C	3
4B	1C	4
4C	1C	4
5A	1C	4
5B	1C	5
5C	1B	5
5D	1C	6
5E	1C	5

(b)

Tabela ierarhică pentru 1A

Dest.	Linie	Salturi
1A	—	—
1B	1B	1
1C	1C	1
2	1B	2
3	1C	2
4	1C	3
5	1C	4

(c)

Fig. 5-15. Dirijare ierarhică.

Pentru rețele uriașe, o ierarhie pe două niveluri ar putea fi insuficientă, ar putea fi necesar să grupăm regiunile în asociații (clusters), asociațiile în zone, zonele în grupuri și așa mai departe până ce nu mai avem nume pentru aceste aglomerări. Ca un exemplu de ierarhie multinivel, să considerăm cum poate fi dirijat un pachet din Berkeley, California spre Malindi, Kenya. Ruterul din Berkeley cunoaște în detaliu topologia din California, așa că va trimite tot traficul pentru exteriorul statului către ruterul din Los Angeles. Ruterul din Los Angeles este capabil să dirijeze traficul spre alte rutere interne, dar va trimite tot traficul extern spre New York. Ruterul din New York este programat să dirijeze traficul către ruterul din țara de destinație care se ocupă de traficul extern, de exemplu în Nairobi. În final, pachetul va urma calea sa, coborând în arborele din Kenya până ce ajunge la Malindi.

Fig. 5-15 sugerează un exemplu cantitativ al dirijării într-o ierarhie pe două niveluri, având cinci regiuni. Tabela de dirijare completă a ruterului 1*A* are 17 intrări, așa cum se arată în fig. 5-15 (b). Atunci când dirijarea se face ierarhic, așa ca în fig. 5-15(c), există intrări pentru toate ruterele locale, la fel ca și până acum, însă toate celelalte regiuni au fost condensate într-un singur ruter, astfel încât tot traficul pentru regiunea 2 va merge pe linia 1*B*-2*A*, iar restul traficului la distanță va merge pe linia 1*C*-3*B*. Dirijarea ierarhică a redus dimensiunea tabelei de la 17 intrări la 7. Pe măsură ce raportul între numărul de regiuni și numărul de rutere dintr-o regiune crește, se economisește tot mai mult spațiu de memorie.

Din păcate acest câștig de spațiu nu este gratuit. Trebuie plătit un preț și acesta este concretizat în creșterea lungimii căilor. De exemplu, cea mai bună cale de la 1*A* la 5*C* este prin regiunea 2, însă în dirijarea ierarhică tot traficul către regiunea 5 este trimis spre regiunea 3, deoarece așa este mai bine pentru majoritatea destinațiilor din regiunea 5.

Dacă o rețea unică devine prea mare, o întrebare interesantă este: Câte niveluri trebuie să aibă ierarhia? De exemplu, să considerăm o subrețea cu 720 rutere. În absența oricărei ierarhii, tabela de

dirijare a fiecărui ruter trebuie să conțină 720 intrări. Dacă subrețeaua este partiționată în 24 regiuni cu 30 de rutere fiecare, fiecare ruter necesită 30 de intrări locale plus 23 de intrări pentru celelalte regiuni, deci un total de 53 intrări. Dacă se alege o ierarhie pe trei niveluri, cu opt asociații (clusters), fiecare având 9 regiuni a câte 10 rutere fiecare, fiecare ruter are nevoie de 10 intrări pentru ruterele locale, 8 intrări pentru celelalte regiuni din asociația sa și de 7 intrări pentru celelalte asociații, deci un total de 25 intrări. Kamoun și Kleinrock (1979) au descoperit că numărul optim de niveluri pentru o subrețea cu N rutere este $\ln N$, ceea ce necesită un total de $e \ln N$ intrări pentru fiecare ruter. De asemenea ei au arătat că creșterea efectivă a lungimii medii a căilor provocată de dirijarea ierarhică este suficient de mică pentru a fi acceptată.

5.2.7 Dirijarea prin difuzare

În unele aplicații, calculatoarele gazdă au nevoie să trimită mesaje către mai multe sau către toate celelalte calculatoare gazdă. De exemplu, un serviciu de distribuire a rapoartelor meteorologice, de actualizare a cursului acțiunilor sau transmisiuni radio în direct ar putea funcționa mai bine prin difuzarea datelor către toate mașinile, fiind la latitudinea celor interesate de date să le recepționeze. Trimiterea simultană a unui pachet către toate destinațiile se numește **difuzare** (**broadcast**); mai multe metode pentru realizarea ei au fost propuse.

O metodă de difuzare care nu are cerințe speciale pentru subrețea este ca sursa să trimită un pachet distinct către fiecare destinație. Metoda este nu numai consumatoare de lățime de bandă, dar ea cere ca sursa să dețină o listă completă a tuturor destinațiilor. S-ar putea ca în practică aceasta să fie singura metodă utilizabilă, însă ea este metoda cea mai puțin dorită.

Inundarea este un alt candidat evident. Deși inundarea este nepotrivită pentru comunicația obișnuită capăt la capăt, pentru difuzare ar trebui luată serios în considerare, mai ales dacă nici una dintre metodele ce vor fi descrise în continuare nu este aplicabilă. Problema folosirii inundării ca metodă de difuzare este aceeași cu problema ivită la folosirea sa ca algoritm de dirijare capăt la capăt: generează prea multe pachete și consumă lățime de bandă prea mare.

Al treilea algoritm este **dirijarea multidestinație** (**multidestination routing**). Dacă se folosește această metodă, fiecare pachet conține fie o listă a destinațiilor, fie o hartă de biți care indică destinațiile dorite. Atunci când un pachet ajunge la un ruter, ruterul verifică toate destinațiile pentru a determina setul liniilor de ieșire pe care trebuie trimis pachetul. (O linie de ieșire este selectată dacă este calea cea mai bună pentru cel puțin o destinație.) Ruterul generează o nouă copie a pachetului pentru fiecare linie de ieșire folosită și include în fiecare pachet doar acele destinații care folosesc linia respectivă. Efectul este partiționarea mulțimii destinațiilor între liniile de ieșire. După un număr suficient de salturi, fiecare pachet va conține o singură destinație și poate fi tratat ca un pachet normal. Dirijarea multidestinație este asemănătoare trimiterii separate a mai multor pachete către adresele destinație, cu excepția faptului că atunci când mai multe pachete trebuie să urmeze aceeași cale, unul dintre ele plătește tot drumul, iar celelalte călătoresc gratuit.

Al patrulea algoritm de difuzare utilizează explicit arborele de scufundare al ruterului care inițiază difuzarea sau orice alt arbore de acoperire util. Un **arbore de acoperire** (**spanning tree**) este un subset al subrețelei care include toate ruterele și nu conține bucle. Dacă fiecare ruter cunoaște care din liniile sale participă la arborele de acoperire, el poate copia un pachet de difuzare recepționat pe toate liniile de ieșire care fac parte din arborele de acoperire, cu excepția celei pe care a fost recepționat. Această metodă asigură o utilizare deosebit de eficientă a lățimii de bandă, generând numărul minim de pachete necesare pentru a rezolva problema. Singura problemă este că, pentru a fi aplica-

bilă, fiecare ruter trebuie să dețină cunoștințe despre un anume arbore de acoperire. Uneori această informație este disponibilă (de exemplu la dirijarea bazată pe starea legăturilor), iar alteori nu este disponibilă (de exemplu la dirijarea cu vectori distanță).

Ultimul nostru algoritm cu difuzare este o încercare de a aproxima comportamentul precedentului, chiar și atunci când ruterele nu știu absolut nimic despre arborele de acoperire. Ideea, numită **trimiterea pe calea inversă** (**reverse path forwarding**) este remarcabil de simplă odată ce a fost indicată. Când un pachet de difuzare ajunge la un ruter, acesta verifică dacă pachetul a sosit pe linia pe care se trimit de obicei pachete către sursa difuzării. Dacă este așa, este o șansă foarte mare ca însuși pachetul de difuzare să fi urmat cea mai bună cale, fiind astfel prima copie care ajunge la ruter. Aceasta fiind situația, ruterul trimite pachetul pe toate liniile de ieșire, cu excepția celei pe care a sosit. Dacă însă pachetul a sosit pe altă linie decât cea preferată pentru a ajunge la sursă, pachetul este distrus, fiind considerat un posibil duplicat.

Un exemplu de **trimitere pe calea inversă**, este prezentat în fig. 5-16. Partea (a) prezintă subrețeaua, partea (b) arată arborele de scufundare pentru ruterul *I* al subrețelei, iar partea (c) prezintă cum funcționează algoritmul căii inverse. La primul salt, *I* trimite pachete către *F*, *H*, *J* și *N*, așa cum se vede din al doilea nivel al arborelui. Fiecare din aceste pachete ajunge pe calea preferată către *I* (presupunând că ruta preferată face parte din arborele de scufundare), lucru care este indicat printr-un cerc în jurul literei. La saltul următor, se generează opt pachete, două de către fiecare ruter care a primit un pachet la primul salt. Așa cum se vede, toate aceste opt pachete ajung la rutere încă nevizitate și cinci dintre ele ajung pe linia preferată. Dintre cele șase pachete generate la al treilea salt, doar trei sosesc pe linia preferată (în *C, E* și *K*); celelalte sunt duplicate. După cinci salturi și 24 pachete, difuzarea se termină, spre deosebire de patru salturi și 14 pachete necesare dacă arborele de scufundare ar fi fost urmat integral.

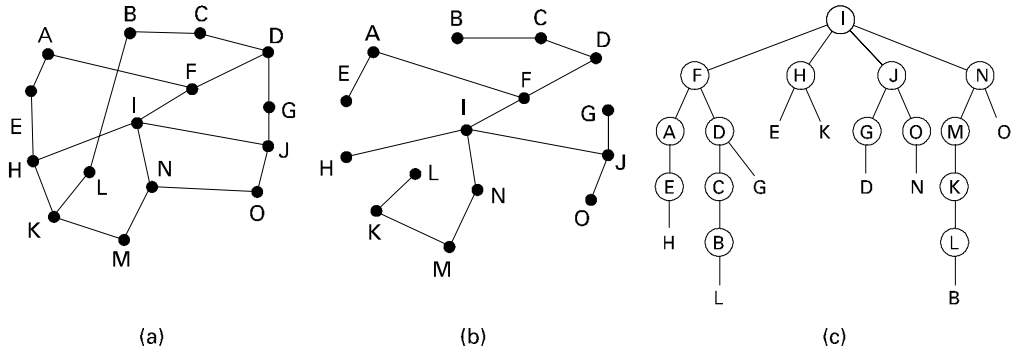


Fig. 5-16. Algoritmul trimiterii pe calea inversă. (a) O subrețea. (b) Un arbore de scufundare. (c) Arborele construit de algoritmul căii inverse.

Principalul avantaj al folosirii căii inverse este acela că este rezonabil de eficient și este ușor de implementat. El nu cere ruterelor să cunoască arborele de acoperire și nici nu are overhead-ul algoritmului de adresare multidestinație, care folosește o listă de destinații sau hartă de biți la fiecare difuzare. De asemenea, el nu necesită nici un mecanism special pentru a opri procesul, ca în cazul inundării (unde se folosește fie un contor al salturilor în fiecare pachet și o cunoaștere a priori a diametrului subrețelei, fie o listă de pachete deja văzute pentru fiecare sursă).

5.2.8 Dirijarea cu trimitere multiplă (multicast)

Unele aplicații necesită ca procese aflate la mari distanțe unele de altele să lucreze în grup, de exemplu, un grup de procese care implementează o bază de date distribuită. În aceste situații, este adesea necesar ca un proces să trimită un mesaj către toți ceilalți membri ai grupului. Dacă grupul este mic, el poate trimite fiecărui partener un mesaj capăt la capăt. Dacă grupul este mare, această strategie este costisitoare. Uneori se poate folosi difuzarea, dar folosirea difuzării pentru a anunța 1000 de mașini dintr-o rețea cu un milion de noduri este ineficientă, deoarece majoritatea receptorilor nu sunt interesați de mesaj (sau chiar mai rău, sunt foarte interesați, dar nu trebuie să vadă mesajul). De aceea, avem nevoie de o modalitate de a trimite mesaje spre grupuri bine definite, care conțin un număr mare de noduri, dar totuși redus față de dimensiunea întregii rețele.

Trimiterea unui mesaj către un astfel de grup se numește **multicasting**, iar algoritmul de dirijare asociat se numește **dirijare multicast** (**multicast routing**). În această secțiune, vom descrie o modalitate de a realiza dirijarea multicast. Pentru informații suplimentare, vezi (Chu et al., 2000; Costa et al. 2001; Kasera et al., 2000; Madruga and Garcia-Luna-Aceves, 2001; Zhang and Ryu, 2001).

Dirijarea multicast necesită managementul grupului. Trebuie să existe modalități de a crea și distruge grupuri și de a permite proceselor să intre în grupuri sau să le părăsească. Cum se realizează aceste funcții nu este treaba algoritmului de dirijare. Important pentru algoritmul de dirijare este că atunci când un proces se atașează unui grup, el trebuie să informeze gazda sa despre aceasta. Este important ca ruterele să știe căror grupuri le aparțin calculatoarele gazdă asociate. Fie calculatoarele gazdă trebuie să anunțe ruterul asociat la producerea unei modificări în alcătuirea grupurilor, fie ruterul trebuie să interogheze periodic aceste calculatoare gazdă. În ambele cazuri, ruterul află din ce grupuri fac parte calculatoarele gazdă. Ruterele își informează vecinii, astfel că informația se propagă prin subrețea.

Pentru a realiza dirijarea multicast, fiecare ruter calculează arborele de acoperire care acoperă toate celelalte rutere din subrețea. De exemplu, în fig. 5-17(a) avem două grupuri, 1 și 2. Unele rutere sunt atașate la calculatoare gazdă care aparțin unuia sau ambelor grupuri, așa cum se indică în figură. Un arbore de acoperire pentru cel mai din stânga ruter este prezentat în fig. 5-17(b).

Atunci când un proces trimite un pachet multicast către un grup, primul ruter își examinează arborele de acoperire și îl retează, eliminând toate liniile care nu conduc către calculatoare gazdă, membre ale grupului. În exemplul nostru, fig. 5-17(c) arată arborele de acoperire retezat pentru grupul 1. Similar, fig. 5-17(d) arată arborele de acoperire retezat pentru grupul 2. Pachetele multicast sunt dirijate doar de-a lungul arborelui de acoperire corespunzător.

Sunt posibile mai multe moduri de retezare a arborelui de acoperire. Cel mai simplu se poate folosi dacă se utilizează dirijarea bazată pe starea legăturilor și fiecare ruter cunoaște întreaga topologie a subrețelei, inclusiv apartenența calculatoarelor gazdă la grupuri. Atunci arborele poate fi retezat pornind de la sfârșitul fiecărei căi, mergând spre rădăcină și eliminând toate ruterele care nu aparțin grupului respectiv.

În cazul dirijării folosind vectori distanță, poate fi aplicată o altă strategie de retezare a arborelui. Algoritmul de bază folosit este trimiterea pe calea inversă. Oricum, ori de câte ori un ruter fără nici un calculator gazdă interesat de un anume grup și fără nici o conexiune la alte rutere primește un mesaj multicast pentru acel grup, el va răspunde cu un mesaj PRUNE (retezare), anunțând expeditorul să nu îi mai trimită mesaje multicast pentru acel grup. Când un ruter care nu are printre calculatoarele gazdă nici un membru al vreunui grup primește astfel de mesaje pe toate liniile sale, el poate de asemenea să răspundă cu un mesaj PRUNE. În acest fel subrețeaua este retezată recursiv.

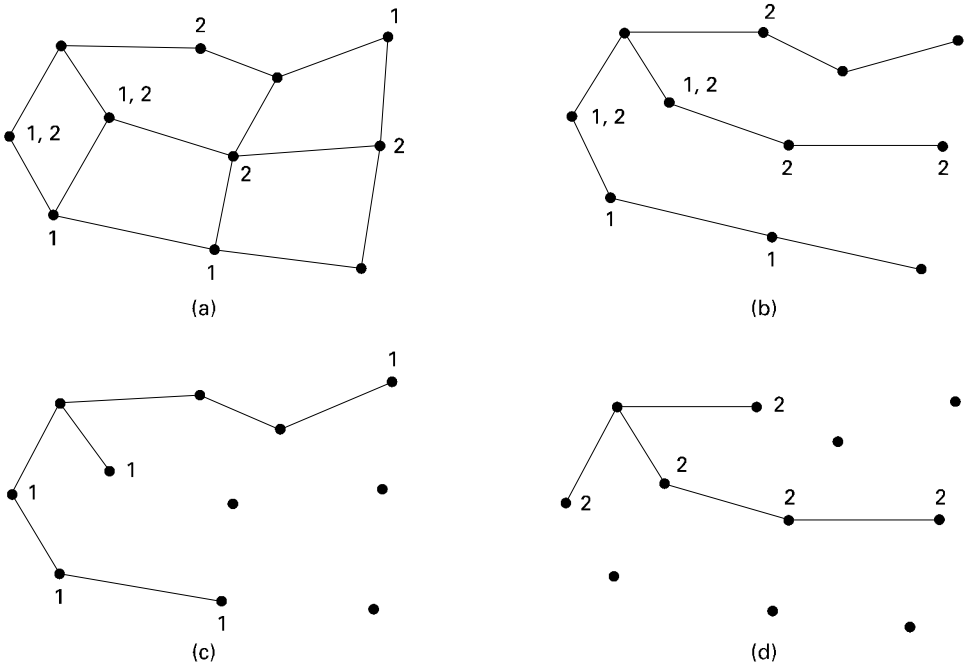


Fig. 5-17. (a) O rețea. (b) Un arbore de acoperire pentru cel mai din stânga ruter. (c) Un arbore multicast al grupului 1. (d) Un arborele multicast al grupului 2.

Un potențial dezavantaj al acestui algoritm este acela că se comportă deficitar în cazul rețelelor extinse. Să presupunem că o rețea are *n* grupuri, fiecare cu un număr mediu de *m* membri. Pentru fiecare grup, trebuie memorați *m* arbori de acoperire retezați, deci un total de *mn* arbori. Dacă există multe grupuri mari, atunci, pentru a memora toți arborii, este necesar un spațiu de memorie considerabil.

O alternativă de proiectare folosește **arbori de bază** (**core-base trees**) (Ballardie ș.a., 1993). Aici se calculează un singur arbore de acoperire pentru fiecare grup, având rădăcina (core - inima, nucleu) lângă mijlocul grupului. Pentru a trimite un mesaj multicast, un calculator gazdă trimite mesajul către rădăcină, care apoi îl trimite de-a lungul arborelui de acoperire. Deși acest arbore nu va fi optim pentru toate sursele, reducerea costului memorării de la *m* arbori la unul singur pe grup reprezintă o economie semnificativă.

5.2.9 Dirijarea pentru calculatoare gazdă mobile

Milioane de oameni dețin astăzi calculatoare portabile și, de obicei, doresc să-și citească poșta electronică și să-și acceseze sistemele de fișiere uzuale din orice punct al lumii s-ar afla. Aceste calculatoare mobile introduc o nouă complicație: pentru a dirija un pachet către un calculator mobil, rețeaua trebuie mai întâi să-l localizeze. Problema integrării calculatoarelor mobile într-o rețea este foarte recentă, dar în această secțiune vom sugera unele abordări și vom da o posibilă soluție.

Modelul lumii folosit de obicei de proiectanții de rețele este cel prezentat în fig. 5-18. Aici avem o rețea WAN formată din rutere și calculatoare gazdă. La WAN sunt conectate LAN-uri, MAN-uri și celule de comunicație fără fir de tipul celor descrise în Cap. 2.

Calculatoarele gazdă care nu se mișcă niciodată se numesc **staționare**. Ele sunt conectate la rețea prin fire de cupru sau fibre optice. Prin contrast, putem distinge alte două categorii de calculatoare gazdă. Calculatoarele gazdă **migratoare** sunt de fapt calculatoare gazdă staționare, dar care, din când în când, se mută dintr-un loc fixat în altul și care folosesc rețeaua doar atunci când sunt conectate fizic. Calculatoarele gazdă **călătoare** efectuează calcule în timp ce se deplasează și doresc să mențină legătura în timpul deplasării. Vom folosi termenul **gazdă mobilă** pentru a desemna fiecare dintre ultimele două categorii, adică toate calculatoarele gazdă care sunt departe de casă și doresc totuși să fie conectate.

Se presupune că toate calculatoarele gazdă au o **locație de domiciliu** permanentă (home location), care nu se modifică niciodată. Calculatoarele gazdă au de asemenea o adresă personală permanentă, care poate fi folosită pentru a determina locația de domiciliu, într-o manieră similară celei în care numărul de telefon 1-212-5551212 indică Statele Unite (codul de țară 1) și Manhattan (212). Scopul dirijării în sistemele cu calculatoare gazdă mobile este de a face posibilă trimiterea pachetelor spre gazde mobile folosind adresa lor personală permanentă și să se asigure o trimitere eficientă a pachetelor spre ele, oriunde ar fi acestea. Problema este, bineînțeles, modul de localizare a lor.

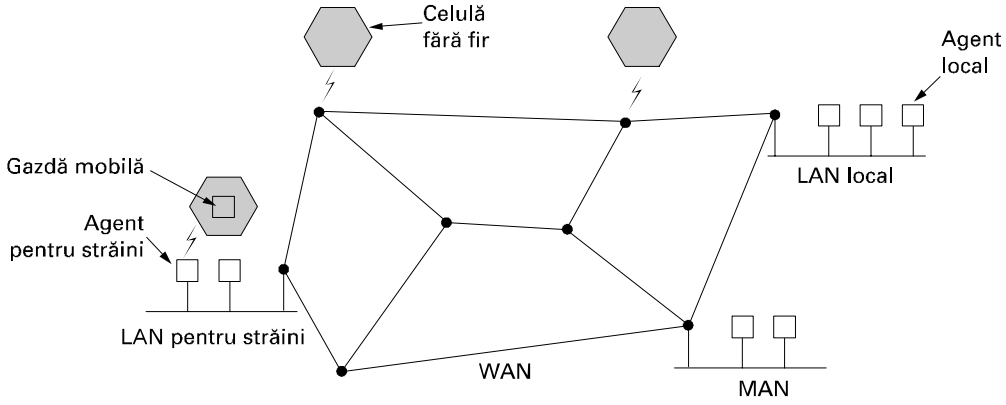


Fig. 5-18. O rețea WAN la care sunt conectate rețele LAN, MAN și celule de comunicație fără fir.

În modelul din fig. 5-18, lumea este divizată (geografic) în unități de dimensiune redusă. Să denumim aceste unități domenii, unde un domeniu este de obicei un LAN sau o celulă de comunicație fără fir. Fiecare domeniu are unul sau mai mulți **agenți pentru străini (foreign agent)**, procese ce țin evidența tuturor gazdelor mobile care vizitează domeniul. În plus, fiecare domeniu are un **agent local (local agent)** care ține evidența calculatoarelor gazdă cu domiciliul în domeniul respectiv, dar care momentan vizitează alte domenii.

Când un nou calculator gazdă pătrunde într-un domeniu, fie prin conectarea la acesta (atașarea fizică la LAN), fie prin plimbarea printr-o celulă, trebuie să se înregistreze la agentul pentru străini din domeniul respectiv. Procedura de înregistrare se desfășoară de obicei astfel:

1. Periodic, fiecare agent pentru străini difuzează un pachet anunțându-și existența și adresa. Un utilizator mobil nou sosit trebuie să aștepte unul dintre aceste mesaje, însă dacă nici

unul nu sosește într-un interval rezonabil de timp, calculatorul mobil poate difuza un pachet care spune: „Este vreun agent pentru străini prin zonă?”

2. Calculatorul mobil se înregistrează la agentul pentru străini precizând adresa sa permanentă, adresa actuală a nivelului legătură de date, precum și unele informații de securitate.
3. Agentul pentru străini contactează apoi agentul local al domeniului din care provine utilizatorul mobil și îi spune: „Unul dintre calculatoarele tale gazdă se află chiar aici.” Mesajul agentului pentru străini către agentul local conține adresa de rețea a agentului pentru străini. El mai conține de asemenea și informația de securitate, pentru a convinge agentul local că gazda mobilă este într-adevăr acolo.
4. Agentul local examinează informația de securitate, care conține și o ștampilă de timp, pentru a dovedi că a fost generată în ultimele câteva secunde. Dacă este mulțumit, atunci anunță agentul pentru străini că poate trece la acțiune.
5. Când agentul pentru străini primește confirmarea de la agentul local, el creează o nouă intrare în tabela sa și anunță utilizatorul mobil că a fost înregistrat.

Ideal, atunci când un calculator gazdă părăsește un domeniu, acest lucru trebuie anunțat, pentru a fi scos din evidență, însă mulți utilizatori pur și simplu închid calculatorul când termină.

Când se trimite un pachet către o gazdă mobilă, el este dirijat către domiciliul calculatorului gazdă, deoarece adresa sugerează că așa trebuie făcut, după cum se ilustrează și în pasul 1 din fig. 5-19. Aici emițătorul, aflat în orașul de nord-vest Seattle, dorește să trimită un pachet către un calculator gazdă aflat în New York, traversând Statele Unite. Pachetele trimise către calculatorul gazdă mobil în LAN-ul său de domiciliu, în New York, sunt interceptate de agentul local de acolo. Apoi agentul local caută noua locație (temporară) a gazdei mobile și află adresa agentului pentru străini care se ocupă de gazdele mobile, în Los Angeles.

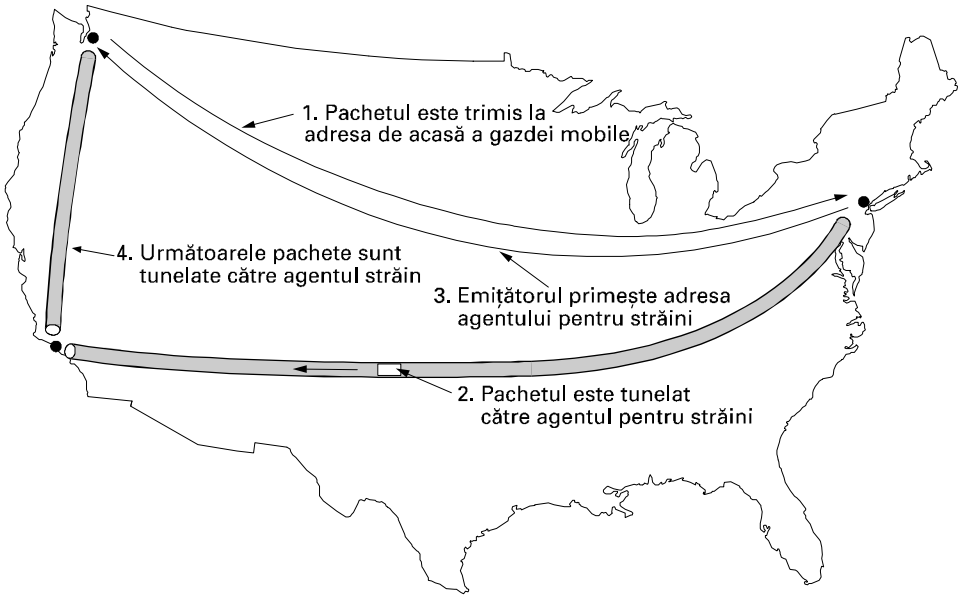


Fig. 5-19. Dirijarea pachetelor pentru gazde mobile.

Agentul local face două lucruri. În primul rând, încapsulează pachetul în câmpul de informație utilă (payload) al unui pachet de trimis, pe care îl expediază apoi către agentul pentru străini (pasul 2

din fig. 5-19). Acest mecanism se numește tunelare; îl vom studia în detaliu puțin mai târziu. După ce recepționează pachetul încapsulat, agentul pentru străini extrage pachetul inițial din câmpul payload și îl trimite către calculatorul gazdă mobil drept cadru al nivelului legătură de date.

În al doilea rând, agentul local anunță expeditorul mesajului ca de acum încolo să trimită pachetele adresate gazdei mobile încapsulându-le în câmpul de informație utilă (payload) al unor pachete trimise explicit agentului pentru străini, în loc să le trimită la adresa de domiciliu a calculatorului gazdă mobil (pasul 3). Pachetele următoare vor putea fi dirijate direct către utilizator, prin intermediul agentului pentru străini (pasul 4), evitând trecerea prin locația de domiciliu.

Diversele scheme propuse diferă prin mai multe aspecte. În primul rând, cât din acest protocol este realizat de rutere și cât de calculatoarele gazdă și, în această ultimă situație, pe care nivel de pe calculatorul gazdă. În al doilea rând, în unele scheme există rutere de-a lungul traseului care înregistrează adresele modificate, astfel încât să fie posibilă interceptarea și redirectarea traficului chiar înainte ca acesta să ajungă la locația de domiciliu. În al treilea rând, în unele variante fiecare vizitator primește o adresă temporară unică; în altele adresa temporară se referă la un agent care se ocupă de toți vizitatorii.

În al patrulea rând, variantele propuse diferă prin modul de rezolvare a situației în care pachetele adresate unei destinații trebuie livrate în altă parte. O variantă este schimbarea adresei destinație și retransmiterea pachetului modificat. Ca o alternativă, întregul pachet, adresa de domiciliu și toate celelalte pot fi încapsulate în câmpul de informație utilă (payload) al altui pachet care este trimis spre adresa temporară. În fine, schemele diferă prin aspectele legate de securitate. În general, când un ruter sau calculator gazdă primește un mesaj de forma „Începând din acest moment, vă rog să trimiteți toate mesajele de poștă electronică ale lui Stephany către mine," el ar putea avea dubii în legătură cu partenerul de dialog și dacă este o idee bună. Diferite protocoale pentru calculatoare gazdă mobile sunt discutate și comparate în (Hac și Guo, 2000; Perkins, 1998a; Snoeren și Balakrishan, 2000; Solomon, 1998; și Wang și Chen, 2001).

5.2.10 Dirijarea în rețele AD HOC

Am văzut cum se face dirijarea atunci când calculatoarele gazdă sunt mobile, dar ruterele sunt fixe. Un caz aparte apare atunci când însăși ruterele sunt mobile. Printre situațiile posibile sunt:

1. Vehicule militare pe un câmp de luptă atunci când nu există o infrastructură.
2. O flotă aflată în larg.
3. Echipe de intervenție la un cutremur ce a distrus infrastructura.
4. O adunare de persoane cu calculatoare portabile într-o zonă fără 802.11.

În toate aceste cazuri, și altele, fiecare nod este compus dintr-un ruter și o gazdă, de obicei pe același calculator. Rețelele de noduri ce întâmplător se află aproape unul de celălalt sunt numite **rețele ad hoc** (**ad hoc network**) sau **MANET** (**Mobile Ad hoc NETworks**, rețele mobile ad hoc). Să le studiem pe scurt. Mai multe informații pot fi găsite în (Perkins, 2001).

Diferența între rețelele ad hoc și rețelele cablate (eng.: wired) este că toate regulile despre topologii fixe, vecini ficși și cunoscuți, relații fixe stabilite între adresa IP și locație, și altele, sunt complet suprimate. Cât ai clipi ruterele pot să apară și să dispară sau să apară în alte locuri. În cazul rețelelor cablate, dacă un ruter are o cale validă către o destinație, aceasta continuă sa fie validă un timp nedefinit (suportând o defecțiune în altă parte a sistemului). Cu o rețea ad hoc, topologia se poate schimba mereu, așa că oportunitatea și chiar validitatea cailor se poate schimba spontan, fără averti-

zare. Nu mai trebuie spus că în aceste circumstanțe dirijarea în rețelele ad hoc diferă foarte mult față de dirijarea în echivalentul lor fix.

Au fost propuși diferiți algoritmi de dirijare pentru rețelele ad hoc. Unul dintre cei mai interesanți este algoritmul de dirijare **AODV** (**Ad hoc On-demand Distance Vector**, vectori distanță ad hoc la cerere) (Perkins și Royer, 1999). Este o rudă îndepărtată a algoritmului cu vectori distanță Bellman-Ford dar adaptat pentru un mediu mobil și care ia în considerare limitele lărgimii de bandă și durata scurtă de funcționare a unei baterii în acest mediu. O altă caracteristică neobișnuită este faptul că acesta este un algoritm la cerere, adică determină o cale către o anumită destinație doar atunci când cineva dorește să trimită un pachet către acea destinație. Să vedem acum ce înseamnă asta.

Descoperirea rutei

La orice moment de timp, o rețea ad hoc poate fi descrisă de un graf de noduri (rutere + gazde). Două noduri sunt conectate (de exemplu, există un arc ce le unește în graf) dacă pot comunica direct folosind radioul. Cum unul dintre ele poate avea un transmițător mai puternic decât celălalt, este posibil ca *A* să fie conectat cu *B* dar *B* să nu fie conectat cu *A*. Totuși, pentru a simplifica, presupunem că toate conexiunile sunt simetrice. De asemenea ar trebui observat că simplul fapt că fiecare din cele două noduri este în raza radio a celuilalt nu înseamnă că ele sunt conectate. Pot exista clădiri, dealuri sau alte obstacole care să blocheze comunicația.

Pentru a descrie algoritmul, considerăm rețeaua ad hoc din fig. 5-20, în care un proces al nodului *A* dorește să transmită un pachet nodului *I*. Algoritmul AODV menține o tabelă în fiecare nod, în care cheia este destinația, și care dă informații despre acea destinație, inclusiv cărui vecin trebuie trimise pachetele pentru a ajunge la destinație. Să presupunem că *A* se uită în tabelă și nu găsește nici o intrare pentru *I*. Trebuie deci să descopere o rută până la *I*. Această proprietate de descoperire a rutelor doar atunci când sunt necesare este cea care face din acest algoritm un algoritm „la cerere”.

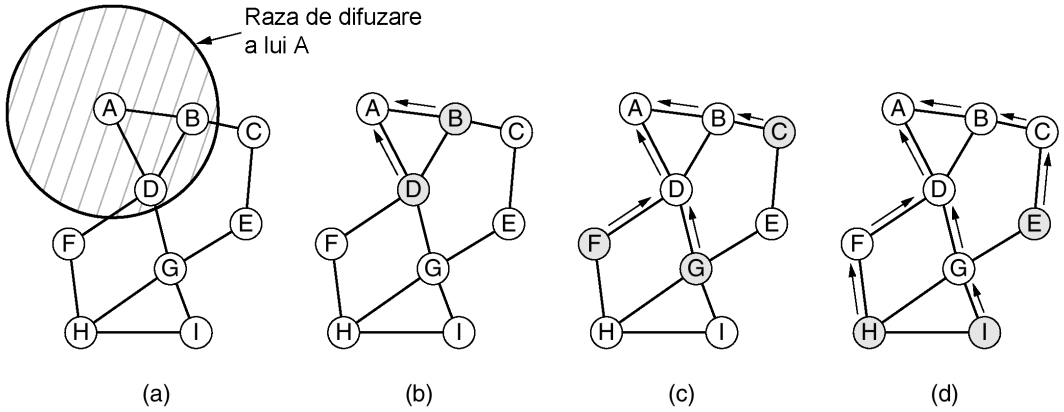


Fig. 5-20. (a) Raza de difuzare a lui *A*. (b) După ce *B* și *D* au primit difuzarea lui *A*. (c) După ce *C, F* și *G* au primit difuzarea lui *A*. (d) După ce *E, H* și *I* au primit difuzarea lui *A*. Nodurile hașurate sunt noii destinatari. Săgețile arată calea inversă posibilă.

Pentru a îl localiza pe *I*, *A* construiește un pachet special ROUTE REQUEST și îl difuzează. Pachetul ajunge la *B* și la *D,* așa cum este ilustrat în fig. 5-20(a). De fapt, motivul pentru care *B* și *D* sunt conectate cu *A* în graf este acela că pot comunica cu *A*. *F*, de exemplu, nu este prezentat ca fiind legat printr-un arc cu *A* deoarece nu poate recepționa semnalul radio emis de *A*.

Formatul pachetului ROUTE REQUEST este prezentat în fig. 5-21. El conține adresele sursă și destinație, bineînțeles adrese IP, care specifică cine caută pe cine. Conține de asemenea și un *ID Cerere* (Request ID), care este un contor local ținut de fiecare nod și incrementat la fiecare difuzare a unui pachet ROUTE REQUEST. Împreună, câmpurile *adresă* Sursă și *ID Cerere* identifică unic pachetul ROUTE REQUEST pentru a permite nodurilor să înlăture orice duplicat pe care-l primesc.

Adresa sursei	ID cerere	Adresa destinației	Numărul de secvență al sursei	Numărul de secvență al destinației	Contorul de salturi

Fig. 5-21. Formatul unui pachet ROUTE REQUEST

În plus, pe lângă contorul *ID Cerere*, fiecare nod menține un al doilea contor de secvență incrementat de fiecare dată când este trimis un pachet ROUTE REQUEST (sau un răspuns la un ROUTE REQUEST). Acesta funcționează asemănător unui ceas și este folosit pentru a deosebi rutele noi de cele vechi. Cel de-al patrulea câmp din fig. 5-21. este contorul de secvențe al lui *A*; al cincilea câmp este cea mai recentă valoare a contorului de secvențe a lui *I* întâlnită de *A* (0 dacă nu a întâlnit-o niciodată). Rolul acestor câmpuri se va clarifica în scurt timp. Ultimul câmp, *contorul de salturi* (Hop count), va memora câte salturi a făcut pachetul. Acesta este inițializat cu 0.

Când un pachet ROUTE REQUEST ajunge la un nod (în acest caz *B* și *D*), este prelucrat astfel:

1. Perechea (Adresă sursă, ID Cerere) este căutată într-o tabelă locală cu istoria cererilor pentru a vedea dacă această cerere a mai fost întâlnită și procesată. Dacă este un duplicat, atunci este înlăturat și procesarea se oprește. Dacă nu este un duplicat, atunci perechea este introdusă tabelă pentru ca viitoarele duplicate să poată fi rejectate, și procesarea continuă.
2. Receptorul caută destinația în propria tabela de dirijare. Dacă a aflat o nouă cale către destinație, atunci sursei îi este trimis un pachet ROUTE REPLY, spunându-i cum se ajunge la destinație. Nouă înseamnă că *numărul de secvență al destinației* memorat în tabela de dirijare este mai mare sau egal cu numărul de secvență al destinației din pachetul ROUTE REQUEST. Dacă este mai mic, calea memorată este mai veche decât calea anterioară pe care sursa o avea pentru destinație, așa că se execută pasul 3.
3. Deoarece receptorul nu știe o rută nouă către destinație, incrementează câmpul *contor de salturi* și redifuzează pachetul ROUTE REQUEST. De asemenea extrage datele din pachet și le memorează ca o nouă intrare în tabela de căi inverse. Această informație va fi folosită la construcția caii inverse pentru ca răspunsul să se poată întoarce mai târziu la sursă. Săgețile din fig. 5-20 sunt folosite pentru construirea căii inverse. De asemenea este pornit un cronometru asociat intrării corespunzătoare căii inverse nou create. Dacă expiră, intrarea este ștearsă.

Nici B și nici D nu știu unde este I, așa că fiecare creează o intrare pentru calea inversă indicând către A, așa cum arată săgețile din fig. 5-20, și difuzează pachetul cu contorul de salturi setat pe 1. Difuzarea de la B ajunge la C și D. C creează o intrare pentru el în tabela de căi inverse și-l redifuzează. În contrast, *D* îl rejectează ca pe un duplicat. Similar, difuzarea făcută de *D* este rejectată de *B*. Totuși, difuzarea făcută de *D* este acceptată de *F* și *G* și memorată, așa cum este prezentat în fig. 5-20(c). După ce *E*, *H* și *I* primesc difuzarea, pachetul ROUTE REQUEST ajunge în final la o destinație care știe unde se află *I*, de fapt, chiar *I*, așa cum este ilustrat în fig. 5-20(d). Observați că deși am prezentat difuzările în trei pași discreți, difuzările de la noduri diferite nu sunt coordonate în nici un fel.

Ca răspuns la cererea venită, *I* construiește un pachet ROUTE REPLY, prezentat în fig. 5-22. *Adresa sursă, Adresa destinație* și *Contorul de salturi* sunt copiate din cererea venită, dar *Numărul de secvență al destinației e*ste luat din contorul său din memorie. Contorul de salturi este setat la 0. Câmpul *Durată de viață* controlează perioada în care ruta este validă. Acest pachet este trimis doar către nodul de la care a venit pachetul ROUTE REQUEST, în acest caz, *G*. Apoi urmează calea inversă către *D* și în final către *A*. La fiecare nod, *Contorul de salturi* este incrementat astfel încât nodul să poată vedea cât de departe de destinație (*I*) este.

Adresa sursei	Adresa destinației	Numărul de secvență al destinației	Contorul de salturi	Durata de viață

Fig. 5-22. Formatul pachetului ROUTE REPLY

Pachetul este analizat la fiecare nod intermediar de pe drumul înapoi. El este introdus în tabela locală de dirijare ca rută către *I* dacă una sau mai multe din cele trei condiții de mai jos este îndeplinită:

1. Nu se cunoaște nici o rută către *I*.
2. Numărul de secvență pentru *I* din pachetul ROUTE REPLY este mai mare decât valoarea din tabela de dirijare.
3. Numerele de secvență sunt egale, dar noua rută este mai scurtă.

În acest mod, toate nodurile de pe calea inversă află și ruta către *I*, ca o consecință a descoperirii rutei de către *A.* Nodurile care au primit pachetul ROUTE REQUEST original, dar nu sunt pe calea inversă (*B, C, E, F,* și *H* în acest exemplu) vor înlătura intrarea din tabela de căi inverse la expirarea timpului asociat.

Într-o rețea mare, algoritmul generează multe difuzări, chiar pentru destinații aflate foarte aproape. Numărul de difuzări poate fi redus după cum urmează. *Durata de viață* a pachetului IP este inițializată de emițător cu valoarea diametrului rețelei și decrementată la fiecare salt. Dacă ajunge la valoarea 0, pachetul este înlăturat în loc să fie difuzat.

Procesul descoperirii este modificat după cum urmează. Pentru a localiza o destinație, emițătorul difuzează un pachet ROUTE REQUEST cu *Durata de viață* setată la 1. Dacă nu primește nici un răspuns într-un timp rezonabil, este trimis un alt pachet, de această dată cu *Durata de viață* setată la 2. La încercările următoare se utilizează 3, 4, 5 etc. În acest fel se încearcă întâi local, apoi în cercuri din ce în ce mai largi.

Întreținerea rutei

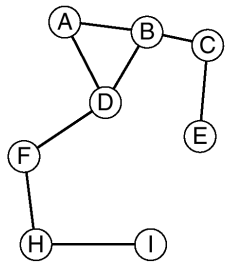
Deoarece nodurile se pot muta sau pot fi oprite, topologia se poate schimba spontan. De exemplu, în fig. 5-20, dacă *G* este oprit, *A* nu își va da seama că ruta pe care o folosea către *I* (*ADGI*) nu mai este validă. Algoritmul trebuie să poată rezolva această situație. Periodic, fiecare nod difuzează un mesaj *Hello.* Fiecare vecin ar trebui să răspundă. Dacă nu este primit nici un răspuns, atunci emițătorul știe că respectivul vecin s-a mutat din raza sa și nu mai este conectat cu el. Similar, dacă încearcă să-i trimită un pachet unui vecin ce nu răspunde, află că vecinul nu mai este disponibil.

Această informație este folosită pentru a elimina rutele care nu mai funcționează. Pentru fiecare destinație posibilă, fiecare nod, *N*, memorează vecinii care au trimis un pachet către acea destinație în ultimele ΔT secunde. Aceștia sunt numiți **vecinii activi** (**active neighbors**) ai lui *N* . *N* realizează acest lucru prin intermediul unei tabele de dirijare în care cheia este destinația și care conține nodul de ieșire ce trebuie utilizat pentru a ajunge la destinație, contorul de salturi până la destinație, cel mai recent

număr de secvență al destinației și lista vecinilor activi pentru acea destinație. O tabelă de dirijare posibilă pentru nodul *D* pentru topologia din exemplul nostru este prezentată în fig. 5-23(a).

Dest.	Următorul salt	Distanța	Vecini activi	Alte câmpuri
A	A	1	F, G	
B	B	1	F, G	
C	B	2	F	
E	G	2		
F	F	1	A, B	
G	G	1	A, B	
H	F	2	A, B	
I	G	2	A, B	

(a)



(b)

Fig. 5-23. (a) Tabela de dirijare a lui *D* înaintea opririi lui *G*. (b) Graful după ce *G* s-a oprit.

Când oricare dintre vecinii lui *N* devine inaccesibil, el verifică tabela de dirijare pentru a vedea ce destinații au rute ce trec prin vecinul dispărut. Pentru fiecare din aceste rute, vecinii activi sunt informați că ruta ce trece prin *N* este acum inutilizabilă și trebuie ștearsă din tabela lor de dirijare. Vecinii activi transmit mai departe informația vecinilor lor activi, și așa mai departe, recursiv, până ce toate rutele ce depindeau de nodul devenit inaccesibil sunt șterse din toate tabelele de dirijare.

Ca exemplu de întreținere a rutelor, să considerăm exemplul anterior, dar cu *G* oprit brusc. Topologia schimbată este ilustrată în fig. 5-23(b). Când *D* descoperă că *G* nu mai este în rețea, se uită în tabela de dirijare și observă că *G* era folosit pentru rutele către *E, G,* și *I.* Mulțimea vecinilor activi pentru aceste destinații este {*A, B*}. Cu alte cuvinte, *A* și *B* depind de *G* pentru câteva dintre rutele lor, așa că ele trebuie informate că aceste rute nu mai sunt valide. *D* le informează prin trimiterea de pachete care le determină să-și actualizeze tabelele de dirijare. De asemenea, *D* șterge intrările pentru *E, G,* și *I* din tabela sa de dirijare.

Poate nu a fost evident din descrierea noastră, dar o diferență critică între AODV și Bellman-Ford este că nodurile nu difuzează periodic întreaga lor tabelă de dirijare. Această diferență economisește atât lățimea de bandă, cât și durata de viață a bateriei.

De asemenea, AODV este capabil de dirijare prin difuzare și de dirijare cu trimitere multiplă. Pentru detalii, consultați (Perkins și Royer, 2001). Dirijarea ad hoc este un domeniu de cercetare fierbinte. S-a publicat mult despre acest subiect. Câteva dintre lucrări sunt (Chen et. al, 2002; Hu și Johnson, 2001; Li et. al, 2001; Raju și Garcia-Luna-Aceves, 2001; Ramanathan și Redi, 2002; Royer și Toh, 1999; Spohn și Garcia-Luna-Aceves, 2001; Tseng et. al, 2001; și Zadeh et. al, 2002).

5.2.11 Căutarea nodurilor în rețele punct la punct

Un fenomen relativ nou este reprezentat de rețelele punct la punct, în care un număr mare de persoane, de obicei cu conexiuni permanente la Internet, sunt în contact pentru a partaja resurse. Prima aplicație larg răspândită a tehnologiei punct la punct a fost un delict de anvergură: 50 de milioane de utilizatori ai Napster-ului făceau schimb de cântece cu copyright fără permisiunea proprietarilor până când utilizarea Napster-ului a fost interzisă de tribunal în vâltoarea unor mari controverse. Totuși, tehnologia punct la punct are multe utilizări interesante și legale. De asemenea, are

ceva asemănător cu problema dirijării, deși nu este chiar la fel cu cele studiate până acum. Cu toate acestea, merită să-i acordăm puțină atenție.

Ceea ce face ca sistemele punct la punct să fie interesante este faptul că ele sunt în întregime distribuite. Toate nodurile sunt simetrice și nu există un control central sau o ierarhie. Într-un sistem punct la punct tipic fiecare utilizator are o informație ce poate fi de interes pentru alți utilizatori. Această informație poate fi software gratuit, muzică (din domeniul public), fotografii și așa mai departe. Dacă numărul de utilizatori este mare, aceștia nu se știu între ei și nu știu unde să găsească ceea ce caută. O soluție este o bază de date centrală, dar așa ceva ar putea fi irealizabil din diverse motive (de exemplu, nimeni nu dorește să o găzduiască și s-o administreze). Astfel, problema se reduce la felul în care un utilizator găsește un nod ce conține ceea ce caută el, în absența unei baze de date centralizate sau a unui index centralizat.

Să presupunem că un utilizator are una sau mai multe unități de date cum ar fi cântece, fotografii, programe, fișiere ș.a.m.d, pe care ar dori să le citească alți utilizatori. Fiecare unitate are ca nume un șir de caractere ASCII. Un posibil utilizator cunoaște numai șirul de caractere ASCII și vrea să afle dacă una sau mai multe persoane au copii, și în caz că au, care sunt adresele IP ale acestora.

De exemplu, să considerăm o bază de date genealogică distribuită. Fiecare specialist în genealogie are o serie de înregistrări on-line despre strămoșii și rudele sale, posibil și cu fotografii, clipuri audio sau chiar video ale persoanei. Mai multe persoane pot avea același străbunic, astfel că un strămoș poate avea înregistrări în mai multe noduri. Numele înregistrării este numele persoanei într-o formă canonică. La un moment dat, un specialist în genealogie descoperă testamentul străbunicului său într-o arhivă, în care străbunicul lasă moștenire nepotului ceasul de buzunar de aur. Genealogistul știe numele nepotului și dorește să afle dacă alt genealogist are o înregistrare pentru el. Cum aflăm, fără o bază de date centrală, cine are, dacă are cineva, aceste înregistrări?

Pentru a rezolva această problemă au fost propuși diverși algoritmi. Cel pe care îl vom studia este Chord (Dabek ș.a.,2001; și Stoica ș.a.,2001). O explicație simplificată a felului în care funcționează este următoarea. Sistemul Chord constă din n utilizatori participanți, fiecare dintre ei având câteva înregistrări memorate și fiecare dintre ei fiind pregătit să memoreze fragmente din index pentru uzul celorlalți utilizatori. Fiecare nod utilizator are o adresă IP care poate fi convertită într-un număr pe m biți, folosind o funcție de dispersie, *hash*. Pentru *hash* Chord folosește SHA-1. SHA-1 este folosit în criptografie; îl vom analiza în Cap. 8. Pentru moment, este doar o funcție care primește ca argument un șir de caractere de lungime variabilă și generează un număr aleator pe 160 de biți. Deci, putem converti orice adresă IP într-un număr pe 160 de biți numit **identificatorul nodului** (**node identifier**).

Conceptual, toți cei 2^{160} identificatori de noduri sunt așezați în ordine crescătoare într-un mare cerc. Câțiva corespund nodurilor participante, dar majoritatea nu. În fig. 5-24(a) prezentăm un cerc de identificatori de noduri pentru $m = 5$ (pentru moment ignorați arcele din centru). În acest exemplu, nodurile cu identificatorii 1, 4, 7, 12, 15, 20 și 27 corespund nodurilor reale și sunt hașurate; restul nodurilor nu există.

Să definim acum funcția *successor(k), ca* identificator al primului nod real ce urmează după k pe cerc, în sensul acelor de ceasornic. De exemplu, successor(6) = 7, successor(8) = 12 și successor(22) = 27.

Numele înregistrărilor (nume de cântece, numele strămoșilor etc.) sunt de asemenea convertite cu funcția *hash* (adică SHA-1) pentru a genera un număr pe 160 de biți, numit **cheie (key)**. Astfel, pentru a converti un *nume* (numele ASCII al înregistrării) la cheia sa, folosim *key = hash (name)*. Acest calcul este doar un apel local al procedurii *hash*. Dacă o persoană deținând o înregistrare genealogică pentru *nume* dorește să o facă publică, atunci construiește mai întâi un tuplu (*nume, adresă*

IP) și apoi îl roagă pe *successor(hash(nume))* să-l memoreze. Dacă există mai multe înregistrări (în noduri diferite) pentru același nume, toate tuplurile lor vor fi memorate în același nod. În acest mod, index-ul este distribuit aleator pe noduri. Pentru toleranța la defecte, pentru memorarea fiecărui tuplu în *p* noduri pot fi folosite *p* funcții de dispersie diferite, dar nu ne vom referi aici la acest aspect.

Dacă ulterior un utilizator caută *nume*, îi aplică funcția de dispersie pentru a afla cheia și apoi folosește *successor(cheie)* pentru a afla adresa IP a nodului ce memorează tuplurile respective din index. Primul pas este ușor; dar al doilea nu. Pentru a face posibilă găsirea adresei IP corespunzătoare unei anumite chei, fiecare nod trebuie să mențină structuri de date administrative. Una dintre acestea este adresa IP a nodului succesor, de-a lungul cercului de identificatori de noduri. De exemplu, în fig. 5-24, succesorul nodului 4 este 7 și succesorul nodului 7 este 12.

Căutarea se poate desfășura după cum urmează. Nodul care face cererea trimite succesorului său un pachet conținând adresa sa IP și cheia pe care o caută. Pachetul se propagă prin inel până ce localizează succesorul identificatorului căutat. Nodul verifică dacă deține vreo informație cu cheia respectivă și, dacă este așa, o returnează direct nodului care a făcut cererea, a cărui adresă IP o are.

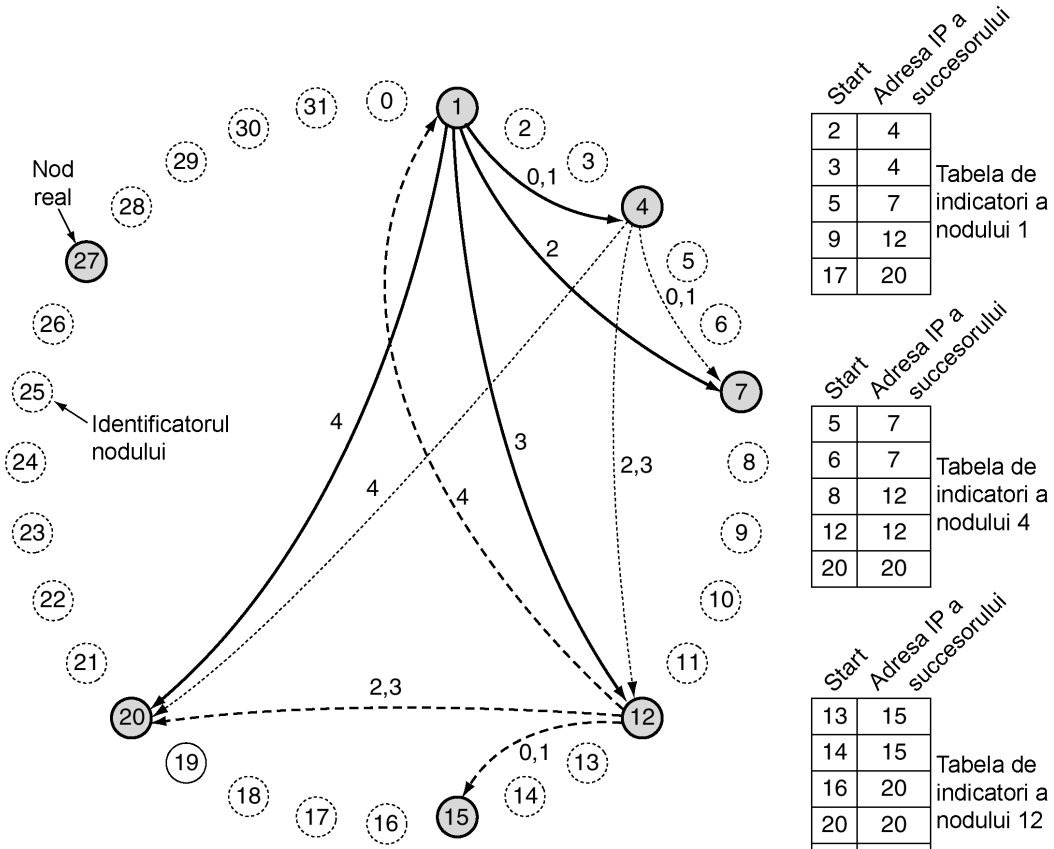


Fig. 5-24. (a) Un set de 32 de identificatori de noduri aranjați în cerc. Nodurile hașurate corespund mașinilor existente. Arcele arată indicatorii de la nodurile 1, 4 și 12. Etichetele arcelor reprezintă indici în tabele. (b) Exemple de tabele de indicatori.

Ca o primă optimizare, fiecare nod ar putea memora adresele IP ale succesorului și predecesorului, astfel încât interogările ar putea fi trimise fie în sensul acelor de ceasornic, fie în sens invers, pe calea considerată mai scurtă. De exemplu, nodul 7 din fig. 5-24 poate să trimită în sensul acelor de ceasornic pentru a găsi nodul cu identificatorul 10, dar în sens invers pentru a găsi nodul cu identificatorul 3.

Chiar și cu două posibilități pentru direcție, căutarea liniară prin toate nodurile este foarte ineficientă într-un sistem punct la punct mare, deoarece numărul mediu de noduri implicat într-o căutare este de *n/2*. Pentru a mări considerabil viteza de căutare, fiecare nod memorează de asemenea ceea ce Chord numește **tabelă de indicatori (finger table)**. Tabela de indicatori are *m* intrări, indexate de la 0 la *m-1,* fiecare indicând către un nod real diferit. Fiecare dintre intrări are două câmpuri: *start* și adresa IP a *successor(start)*, așa cum este prezentat pentru cele trei noduri din fig. 5-24(b). Valoarea acestor câmpuri pentru intrarea *i* a nodului *k* sunt:

start = $k + 2^i$ *(modulo* 2^m*)*
Adresa IP a successor(start[i])

Observați că fiecare nod memorează adresa IP a unui număr relativ mic de noduri și că majoritatea acestora sunt foarte apropiate din punctul de vedere al identificatorilor de noduri.

Folosind tabela de indicatori, căutarea *cheii* la nodul *k* se desfășoară după cum urmează. Dacă *cheia* este între *k* și *successor*(*k*), atunci nodul care deține informația despre *cheie* este *succesor(k)* și căutarea se termină. Altfel, se caută în tabela de indicatori pentru a găsi intrarea al cărui câmp *start* este predecesorul cel mai apropiat al *cheii.* Apoi se trimite direct la adresa IP din intrarea din tabela de indicatori o cerere în care se cere continuarea căutării. Deoarece aceasta este mai apropiată de cheie, dar inferioară, sunt mari șanse să fie capabilă să returneze un răspuns după un număr mic de interogări suplimentare. De fapt, deoarece fiecare căutare înjumătățește distanța rămasă până la țintă, se poate demonstra că numărul mediu de căutări este $log_2 n$.

Ca prim exemplu, să considerăm căutarea *key* = 3 la nodul 1. Deoarece nodul 1 știe că 3 se află între el și succesorul său, 4, nodul dorit este 4 și căutarea s-a terminat, returnându-se adresa IP a nodului 4.

Ca un al doilea exemplu, să considerăm căutarea *key* = 14 la nodul 1. Deoarece 14 nu este între 1 și 4, este analizată tabela de indicatori. Cel mai apropiat predecesor al lui 14 este 9, așa că cererea este trimisă către adresa IP din intrarea 9, și anume, cea a nodului 12. Nodul 12 vede că 14 se află între el și successor(15), așa că returnează adresa IP a nodului 15.

Ca un al treilea exemplu, să considerăm căutarea *key* = 16 la nodul 1. Din nou se trimite o interogare la nodul 12, dar de această dată nodul 12 nu cunoaște răspunsul. Caută nodul cel mai apropiat predecesor al lui 16 și îl găsește pe 14, care furnizează adresa IP a nodului 15. Acestuia îi este trimisă o interogare. Nodul 15 observă că 16 se află între el și succesorul său (20), așa că returnează apelantului adresa IP a lui 20, care se întoarce către nodul 1.

Deoarece nodurile apar și dispar mereu, Chord trebuie să trateze cumva aceste operații. Presupunem că atunci când sistemul a început să funcționeze, el era îndeajuns de mic pentru ca nodurile să poată schimba informații direct, pentru a construi primul cerc și tabelele de indicatori. După aceea este necesară o procedură automată, după cum urmează. Când un nod nou, *r*, vrea să se alăture, trebuie să contacteze un nod existent și să-i ceară să caute adresa IP a successor(r). După aceea noul nod îl întreabă pe successor(r) cine este predecesorul său. Apoi noul nod cere ambelor noduri să îl insereze pe *r* între ele în cerc. De exemplu, dacă 24 din fig. 5-24 vrea să se alăture, roagă orice nod să caute *successor(24)*, care este 27. Apoi îl întreabă pe 27 cine este predecesorul său (20). După ce le

înștiințează pe amândouă de existența sa, 20 îl folosește pe 24 ca succesor, iar 27 îl folosește pe 24 ca predecesor. În plus, nodul 27 predă cheile din intervalul 21-24, care acum îi aparțin lui 24. În acest moment, 24 este inserat pe deplin.

Totuși, multe tabele de indicatori sunt acum greșite. Pentru a le corecta, fiecare nod rulează un proces în fundal care calculează periodic fiecare indicator prin apelarea funcției *successor*. Când una dintre aceste interogări ajunge la un nod nou, este actualizată intrarea corespunzătoare indicatorului.

Când un nod pleacă normal, predă cheile succesorului său și informează predecesorul de plecarea sa, astfel încât predecesorul poate să se lege la succesorul nodului care a plecat. Când se defectează un nod apare o problemă, deoarece predecesorul său nu are un succesor valid. Pentru a soluționa problema, fiecare nod păstrează date nu numai despre succesorul său direct, dar și despre *s* succesori direcți, pentru a-i permite să sară peste *s-1* noduri consecutive defecte și să se reconecteze la cerc.

Chord a fost folosit la construirea unui sistem de fișiere distribuit (Dabek ș.a.,2001) și alte aplicații, iar cercetările continuă. Un sistem punct la punct diferit, Pastry, și aplicațiile sale sunt descrise în (Rowstron și Druschel, 2001a; și Rowstron și Druschel, 2001b). Un al treilea sistem punct la punct, Freenet, este discutat în (Clarke ș.a., 2002). Un al patrulea sistem de acest tip este descris în (Ratnasamy ș.a., 2001).

5.3 ALGORITMI PENTRU CONTROLUL CONGESTIEI

Atunci când foarte multe pachete sunt prezente într-o subrețea (sau o parte a unei subrețele), performanțele se degradează. Această situație se numește **congestie** (**congestion**). Fig. 5-25 prezintă simptomele. Când numărul de pachete emise în subrețea de calculatoarele gazdă nu depășește capacitatea de transport, ele sunt livrate integral (cu excepția celor care sunt afectate de erori de transmisie), iar numărul celor livrate este proporțional cu numărul celor emise. Totuși, atunci când traficul crește prea mult, ruterele încep să nu mai facă față și să piardă pachete. Aceasta tinde să înrăutățească lucrurile. La un trafic foarte intens performanțele se deteriorează complet și aproape nici un pachet nu mai este livrat.

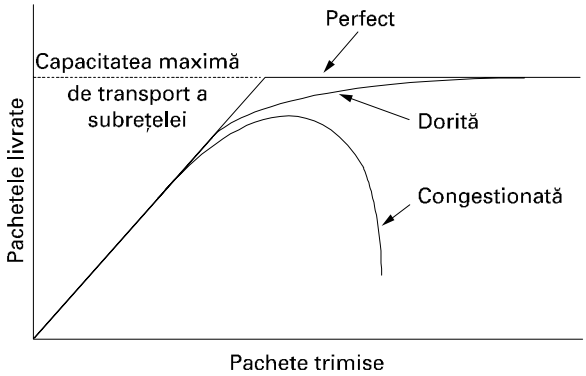


Fig. 5-25. Dacă traficul este prea intens, apare congestia și performanțele se degradează puternic.

Congestia poate fi produsă de mai mulți factori. Dacă dintr-o dată încep să sosească șiruri de pachete pe trei sau patru linii de intrare și toate necesită aceeași linie de ieșire, atunci se va forma o coadă. Dacă nu există suficientă memorie pentru a le păstra pe toate, unele se vor pierde. Adăugarea de memorie poate fi folositoare până la un punct, dar Nagle (1987) a descoperit că dacă ruterele ar avea o cantitate infinită de memorie, congestia s-ar înrăutăți în loc să se amelioreze, deoarece până să ajungă la începutul cozii pachetele au fost deja considerate pierdute (timeout repetat) și s-au trimis duplicate. Toate aceste pachete vor fi trimise cu conștiinciozitate către următorul ruter, crescând încărcarea de-a lungul căii către destinație.

Și procesoarele lente pot cauza congestia. Dacă unitatea centrală (CPU) a ruterului este lentă în execuția funcțiilor sale (introducerea în cozi, actualizarea tabelelor etc.), se pot forma cozi, chiar dacă linia de comunicație nu este folosită la capacitate. Similar și liniile cu lățime de bandă scăzută pot provoca congestia. Schimbarea liniilor cu unele mai performante și păstrarea aceluiași procesor sau vice-versa de obicei ajută puțin, însă de cele mai multe ori doar deplasează punctul critic. De asemenea, îmbunătățirea parțială și nu totală a sistemului cel mai adesea mută punctul critic în altă parte. Adevărata problemă este de multe ori o incompatibilitate între părți ale sistemului. Ea va persista până ce toate componentele sunt în echilibru.

Este important să subliniem diferența dintre controlul congestiei și controlul fluxului, deoarece relația este subtilă. Controlul congestiei trebuie să asigure că subrețeaua este capabilă să transporte întreg traficul implicat. Este o problemă globală, implicând comportamentul tuturor calculatoarelor gazdă, al tuturor ruterelor, prelucrarea de tip memorează-și-retransmite (store-and-forward) din rutere și toți ceilalți factori care tind să diminueze capacitatea de transport a subrețelei.

Controlul fluxului, prin contrast, se referă la traficul capăt la capăt între un expeditor și un destinatar. Rolul său este de a împiedica un expeditor rapid să trimită date continuu, la o viteză mai mare decât cea cu care destinatarul poate consuma datele. Controlul fluxului implică frecvent existența unui feed-back de la receptor către emițător, pentru a spune emițătorului cum se desfășoară lucrurile la celălalt capăt.

Pentru a vedea diferența dintre aceste două concepte, să considerăm o rețea cu fibre optice cu o capacitate de 1000 gigabiți/sec pe care un supercalculator încearcă să transfere un fișier către un calculator personal la 1 Gbps. Deși nu există nici o congestie (rețeaua nu are nici un fel de probleme), controlul fluxului este necesar pentru a forța supercalculatorul să se oprească des, pentru a permite calculatorului personal să și respire.

La cealaltă extremă, să considerăm o rețea de tip memorează-și-retransmite (store-and-forward), cu linii de 1 Mbps și 1000 de calculatoare mari, din care jumătate încearcă să transfere fișiere la 100 Kbps către cealaltă jumătate. Aici problema nu apare datorită unui emițător rapid care surclasează un receptor lent, ci pentru că traficul cerut depășește posibilitățile rețelei.

Motivul pentru care controlul congestiei și controlul fluxului sunt adesea confundate este acela că unii algoritmi pentru controlul congestiei funcționează trimițând mesaje înapoi către diferitele surse, spunându-le să încetinească atunci când rețeaua are probleme. Astfel, un calculator gazdă poate primi un mesaj de încetinire fie din cauză că receptorul nu suportă încărcarea, fie pentru că rețeaua este depășită. Vom reveni asupra acestui punct mai târziu.

Vom începe studiul algoritmilor pentru controlul congestiei prin studiul unui model general de tratare a acesteia. Apoi ne vom ocupa de principalele măsuri pentru prevenirea sa. După aceea, vom analiza o serie de algoritmi dinamici pentru tratarea congestiei odată ce a apărut.

5.3.1 Principii generale ale controlului congestiei

Multe din problemele care apar în sistemele complexe, cum ar fi rețelele de calculatoare, pot fi privite din punctul de vedere al unei teorii a controlului. Această abordare conduce la împărțirea tuturor soluțiilor în două grupe: în buclă deschisă și în buclă închisă. Soluțiile în buclă deschisă încearcă să rezolve problema printr-o proiectare atentă, în esență să se asigure că problema nu apare. După ce sistemul este pornit și funcționează, nu se mai fac nici un fel de corecții.

Instrumentele pentru realizarea controlului în buclă deschisă decid când să se accepte trafic nou, când să se distrugă pachete și care să fie acestea, realizează planificarea deciziilor în diferite puncte din rețea. Toate acestea au ca numitor comun faptul că iau decizii fără a ține cont de starea curentă a rețelei.

Prin contrast, soluțiile în buclă închisă se bazează pe conceptul de reacție inversă (feedback loop). Această abordare are trei părți, atunci când se folosește pentru controlul congestiei:

1. Monitorizează sistemul pentru a detecta când și unde se produce congestia.
2. Trimite aceste informații către locurile unde se pot executa acțiuni.
3. Ajustează funcționarea sistemului pentru a corecta problema.

În vederea monitorizării subrețelei pentru congestie se pot folosi diverse de metrici. Cele mai utilizate sunt procentul din totalul pachetelor care au fost distruse din cauza lipsei spațiului temporar de memorare, lungimea medie a cozilor de așteptare, numărul de pachete care sunt retransmise pe motiv de timeout, întârzierea medie a unui pachet, deviația standard a întârzierii unui pachet. În toate cazurile, valorile crescătoare indică creșterea congestiei.

Al doilea pas în bucla de reacție este transferul informației legate de congestie de la punctul în care a fost depistată la punctul în care se poate face ceva. Varianta imediată presupune trimiterea unor pachete de la ruterul care a detectat congestia către sursa sau sursele de trafic, pentru a raporta problema. Evident, aceste pachete suplimentare cresc încărcarea rețelei exact la momentul în care acest lucru era cel mai puțin dorit, subrețeaua fiind congestionată.

Există însă și alte posibilități. De exemplu, poate fi rezervat un bit sau un câmp în fiecare pachet, pentru a fi completat de rutere dacă congestia depășește o anumită valoare de prag. Când un ruter detectează congestie, el completează câmpurile tuturor pachetelor expediate, pentru a-și preveni vecinii.

O altă abordare este ca ruterele sau calculatoarele gazdă să trimită periodic pachete de probă pentru a întreba explicit despre congestie. Aceste informații pot fi apoi folosite pentru a ocoli zonele cu probleme. Unele stații de radio au elicoptere care zboară deasupra orașelor pentru a raporta congestiile de pe drumuri și a permite ascultătorilor mobili să își dirijeze pachetele (mașinile) astfel încât să ocolească zonele fierbinți.

În toate schemele cu feedback se speră că informarea asupra producerii congestiei va determina calculatoarele gazdă să ia măsurile necesare pentru a reduce congestia. Pentru ca o schemă să funcționeze corect, duratele trebuie reglate foarte atent. Dacă un ruter strigă STOP de fiecare dată când sosesc două pachete succesive și PLEACĂ (eng.: GO) de fiecare dată când este liber mai mult de 20 μsec, atunci sistemul va oscila puternic și nu va converge niciodată. Pe de altă parte, dacă va aștepta 30 de minute pentru a fi sigur înainte de a spune ceva, mecanismul pentru controlul congestiei reacționează prea lent pentru a fi de vreun folos real. Pentru a funcționa corect sunt necesare unele medieri, dar aflarea celor mai potrivite constante de timp nu este o treabă tocmai ușoară.

Se cunosc numeroși algoritmi pentru controlul congestiei. Pentru a oferi o modalitate de organizare a lor, Yang și Reddy (1995) au dezvoltat o taxonomie pentru algoritmii de control al congestiei. Ei încep prin a împărți algoritmii în cei în buclă deschisă și cei în buclă închisă, așa cum s-a precizat anterior. În continuare împart algoritmii cu buclă deschisă în unii care acționează asupra sursei și alții care acționează asupra destinației. Algoritmii în buclă închisă sunt de asemenea împărțiți în două subcategorii, cu feedback implicit și cu feedback explicit. În algoritmii cu feedback explicit, pachetele sunt trimise înapoi de la punctul unde s-a produs congestia către sursă, pentru a o avertiza. În algoritmii impliciți, sursa deduce existența congestiei din observații locale, cum ar fi timpul necesar pentru întoarcerea confirmărilor.

Prezența congestiei înseamnă că încărcarea (momentană) a sistemului este mai mare decât cea pe care o pot suporta resursele (unei părți a sistemului). Pentru rezolvare vin imediat în minte două soluții: sporirea resurselor sau reducerea încărcării. De exemplu subrețeaua poate începe să folosească linii telefonice pentru a crește temporar lățimea de bandă între anumite puncte. În sistemele bazate pe sateliți, creșterea puterii de transmisie asigură de regulă creșterea lățimii de bandă. Spargerea traficului pe mai multe căi în locul folosirii doar a celei mai bune poate duce efectiv la creșterea lățimii de bandă. În fine, ruterele suplimentare, folosite de obicei doar ca rezerve pentru copii de siguranță (backups) (pentru a face sistemul tolerant la defecte), pot fi folosite pentru a asigura o capacitate sporită atunci când apar congestii serioase.

Totuși, uneori nu este posibilă creșterea capacității sau aceasta a fost deja crescută la limită. Atunci singura cale de a rezolva congestia este reducerea încărcării. Sunt posibile mai multe metode pentru reducerea încărcării, cum ar fi refuzul servirii anumitor utilizatori, degradarea serviciilor pentru o parte sau pentru toți utilizatorii și planificarea cererilor utilizatorilor într-o manieră mai previzibilă.

Unele dintre aceste metode, pe care le vom studia pe scurt, pot fi aplicate cel mai bine circuitelor virtuale. Pentru subrețelele care folosesc intern circuite virtuale aceste metode pot fi utilizate la nivelul rețea. Pentru subrețele bazate pe datagrame ele pot fi totuși folosite uneori pentru conexiuni la nivelul transport. În acest capitol, ne vom concentra pe folosirea lor în cadrul nivelului rețea. În următorul, vom vedea ce se poate face la nivelul transport pentru a controla congestia.

5.3.2 Politici pentru prevenirea congestiei

Să începem studiul asupra metodelor pentru controlul congestiei prin analiza sistemelor cu buclă deschisă. Aceste sisteme sunt proiectate astfel încât să minimizeze congestia, în loc să o lase să se producă și apoi să reacționeze. Ele încearcă să-și atingă scopul folosind politici corespunzătoare, la diferite niveluri. În fig. 5-26 sunt prezentate diferite politici pentru nivelul legătură de date, rețea și transport, care pot influența congestia (Jain, 1990).

Să începem cu nivelul legătură de date și să ne continuăm apoi drumul spre niveluri superioare. Politica de retransmisie stabilește cât de repede se produce timeout la un emițător și ce transmite acesta la producerea timeout-ului. Un emițător vioi, care produce repede timeout și retransmite toate pachetele în așteptare folosind retrimiterea ultimelor *n,* va produce o încărcare mai mare decât un emițător calm, care folosește retrimiterea selectivă. Strâns legată de acestea este politica de memorare în zonă tampon. Dacă receptorii distrug toate pachetele în afara secvenței, acestea vor trebui retransmise ulterior, introducând o încărcare suplimentară. În ceea ce privește controlul congestiei, repetarea selectivă este, în mod sigur, mai bună decât retrimiterea ultimelor *n*.

Nivel	Politică
Transport	Politica de retransmisie Politica de memorare temporară a pachetelor în afară de secvență (out-of-order caching) Politica de confirmare Politica de control al fluxului Determinarea timeout-ului
Rețea	Circuite virtuale contra datagrame în interiorul subrețelei Plasarea pachetelor în cozi de așteptare și politici de servire Politica de distrugere a pachetelor Algoritmi de dirijare Gestiunea timpului de viață al pachetelor
Legătură de date	Politica de retransmitere Politica de memorare temporară a pachetelor în afară de secvență (out-of-order caching) Politica de confirmare Politica de control al fluxului

Fig. 5-26. Politici care influențează congestia.

Și politica de confirmare afectează congestia. Dacă fiecare pachet este confirmat imediat, pachetele de confirmare vor genera un trafic suplimentar. Totuși, în cazul în care confirmările sunt preluate de traficul de răspuns, se pot produce timeout-uri și retransmisii suplimentare. O schemă prea strânsă pentru controlul fluxului (de exemplu fereastră mică) reduce volumul de date și ajută în lupta cu congestia.

La nivelul rețea, alegerea între folosirea circuitelor virtuale și datagrame influențează congestia, deoarece mulți algoritmi pentru controlul congestiei funcționează doar pe subrețele cu circuite virtuale. Plasarea în cozi de așteptare a pachetelor și politicile de servire specifică dacă ruterele au o coadă pentru fiecare linie de intrare, o coadă pentru fiecare linie de ieșire sau ambele. Mai precizează ordinea în care se prelucrează pachetele (de exemplu round robin sau bazată pe priorități). Politica de distrugere a pachetelor este regula care stabilește ce pachet este distrus dacă nu mai există spațiu. O politică bună va ajuta la eliminarea congestiei, pe când una greșită o va accentua.

Un algoritm de dirijare bun poate ajuta la evitarea congestiei prin răspândirea traficului de-a lungul tuturor liniilor, în timp ce un algoritm neperformant ar putea trimite toate pachetele pe aceeași linie, care deja este congestionată. În fine, gestiunea timpului de viață asociat pachetelor stabilește cât de mult poate trăi un pachet înainte de a fi distrus. Dacă acest timp este prea mare, pachetele pierdute vor încurca pentru mult timp activitatea, iar dacă este prea mic, este posibil să se producă timeout înainte de a ajunge la destinație, provocând astfel retransmisii.

La nivelul transport apar aceleași probleme ca la nivelul legăturii de date dar, în plus, determinarea intervalului de timeout este mai dificil de realizat, deoarece timpul de tranzit prin rețea este mai greu de prezis decât timpul de tranzit pe un fir între două rutere. Dacă intervalul de timeout este prea mic, vor fi trimise inutil pachete suplimentare. Dacă este prea mare, congestia se va reduce, însă timpul de răspuns va fi afectat de pierderea unui pachet.

5.3.3 Controlul congestiei în subrețelele bazate pe circuite virtuale

Metodele pentru controlul congestiei descrise anterior sunt în principiu în buclă deschisă: ele încearcă, în primul rând, să prevină apariția congestiei, în loc să o trateze după ce a apărut. În această

secțiune, vom descrie unele abordări ale controlului dinamic al congestiei în subrețelele bazate pe circuite virtuale. În următoarele două, vom studia tehnici ce pot fi folosite în orice subrețea.

O tehnică larg răspândită pentru a împiedica agravarea unei congestii deja apărute este **controlul admisiei**. Ideea este simplă: odată ce s-a semnalat apariția congestiei, nu se mai stabilesc alte circuite virtuale până ce problema nu s-a rezolvat. Astfel, încercarea de a stabili o nouă conexiune la nivel transport eșuează. Lăsând tot mai mulți utilizatori să stabilească conexiuni, nu ar face decât să agraveze lucrurile. Deși această abordare este dură, ea este simplă și ușor de realizat. În sistemul telefonic, dacă o centrală devine supraaglomerată, ea practică controlul admisiei, nemaifurnizând tonul.

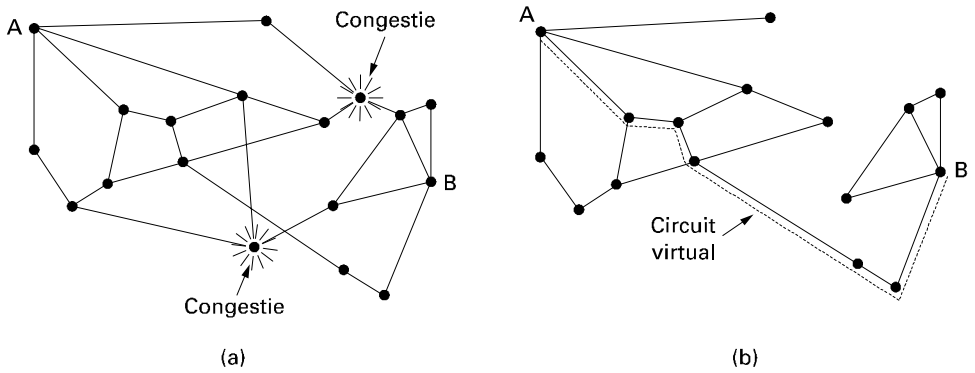


Fig. 5-27. (a) O subrețea congestionată. (b) O subrețea reconfigurată care elimină congestia. Se prezintă și un circuit virtual de la *A* la *B*.

O alternativă este de a permite stabilirea de noi circuite virtuale, dar de a dirija cu atenție aceste noi circuite, ocolind zonele cu probleme. De exemplu, să considerăm subrețeaua din fig. 5-27(a), în care două rutere sunt congestionate, așa cum se poate observa.

Să presupunem că un calculator gazdă atașat ruterului *A* dorește să stabilească o conexiune cu un altul, atașat ruterului *B*. În mod normal, această conexiune ar trece prin unul dintre cele două rutere congestionate. Pentru a evita această situație, putem redesena subrețeaua așa cum se arată în fig. 5-27(b), omițând ruterele congestionate și toate liniile asociate. Linia punctată arată o posibilă cale pentru circuitul virtual, care evită ruterele congestionate.

O altă strategie specifică circuitelor virtuale este negocierea unei înțelegeri între calculatorul gazdă și subrețea la stabilirea unui circuit virtual. Această înțelegere specifică în mod normal volumul și forma traficului, calitatea serviciului cerut și alți parametri. De obicei, pentru a-și respecta partea din înțelegere, subrețeaua își rezervă resurse de-a lungul căii în momentul stabilirii circuitului virtual. Resursele pot include spațiu pentru tabele și zone tampon în rutere și lățime de bandă pe linii. În acest fel, congestia nu prea are șanse să se producă pe noul circuit virtual, deoarece toate resursele sunt garantate a fi disponibile.

Acest tip de rezervare poate fi aplicat tot timpul ca o procedură standard sau doar atunci când rețeaua este congestionată. Dezavantajul încercării de a-l face tot timpul este risipa de resurse. Dacă șase circuite virtuale care pot folosi 1 Mbps trec toate prin aceeași legătură fizică de 6 Mbps, linia trebuie marcată ca plină, chiar dacă este puțin probabil ca toate cele șase circuite să transmită la nivel maxim în același timp. În consecință, prețul controlului congestiei este lățime de bandă nefolosită (adică risipită) în cazuri normale.

5.3.4 Controlul congestiei în subrețele datagramă

Să ne oprim acum asupra unor abordări care pot fi folosite în subrețelele bazate pe datagrame (dar și în cele bazate pe circuite virtuale). Fiecare ruter poate gestiona cu ușurință folosirea liniilor sale de ieșire precum și alte resurse. De exemplu, el poate asocia fiecărei linii o variabilă reală, u, a cărei valoare, între 0.0 și 1.0, reflectă utilizarea recentă a acelei linii. Pentru a menține o estimare cât mai bună a lui u, se poate face periodic eșantionarea utilizării instantanee a liniei f (fie 0, fie 1) și apoi actualizarea lui u astfel:

$$u_{new} = au_{old} + (1 - a)f$$

unde constanta a determină cât de repede uită ruterul istoria recentă.

Ori de câte ori u depășește pragul, linia de ieșire intră într-o stare de „avertisment". Fiecare pachet nou-venit este verificat pentru a se vedea dacă linia de ieșire asociată este în starea de avertisment. Dacă este așa, atunci se iau măsuri. Acțiunea executată poate fi una dintr-o mulțime de alternative, pe care le vom discuta acum.

Bitul de avertizare

Vechea arhitectură DECNET semnala starea de avertizare prin setarea unui bit special în antetul pachetului. La fel procedează și retransmisia cadrelor (frame relay). Când pachetul ajunge la destinația sa, entitatea transport copiază bitul în următoarea confirmare trimisă înapoi la sursă. În acel moment, sursa își reduce traficul.

Atât timp cât ruterul a fost în starea de avertizare, acesta a continuat să seteze bitul de avertizare, ceea ce înseamnă că sursa a primit în continuare confirmări cu acest bit setat. Sursa a monitorizat fracțiunea de confirmări cu bitul setat și și-a ajustat rata de transmisie corespunzător. Atâta timp cât au continuat să sosească biți de avertizare, sursa și-a micșorat continuu rata de transmisie. Odată cu încetinirea sosirii acestora, sursa și-a mărit rata de transmisie. De observat că, deoarece fiecare ruter de-a lungul căi ar fi putut seta bitul de avertizare, traficul a crescut numai atunci când nici unul dintre rutere nu a avut probleme.

Pachete de șoc

Algoritmul anterior pentru controlul congestiei este destul de ingenios. Folosește o modalitate ocolită de a înștiința sursa să încetinească transmisia. De ce nu-i spune direct? În această abordare, ruterul trimite un **pachet de șoc** către calculatorul gazdă sursă, dându-i destinația găsită în pachet. Pachetul original este marcat (un bit din antet este comutat) pentru a nu se mai genera pachete de șoc pe calea aleasă, apoi este retrimis în mod obișnuit.

Un calculator gazdă sursă care primește un pachet de șoc trebuie să reducă traficul trimis spre destinația specificată cu X procente. Deoarece alte pachete trimise către aceeași destinație sunt deja pe drum și vor genera alte pachete de șoc, calculatorul gazdă ar trebui să ignore pachetele de șoc referitoare la destinația respectivă o anumită perioadă de timp. După ce perioada s-a scurs, calculatorul gazdă așteaptă alte pachete de șoc un alt interval. Dacă sosește un astfel de pachet, linia este încă congestionată, astfel încât calculatorul va reduce fluxul și mai mult și va reîncepe să ignore pachetele de șoc. Dacă pe perioada de ascultare nu sosesc pachete de șoc, atunci calculatorul gazdă poate să crească din nou fluxul. Reacția implicită a acestui protocol poate ajuta la prevenirea congestiei, neștrangulând fluxul decât dacă au apărut probleme.

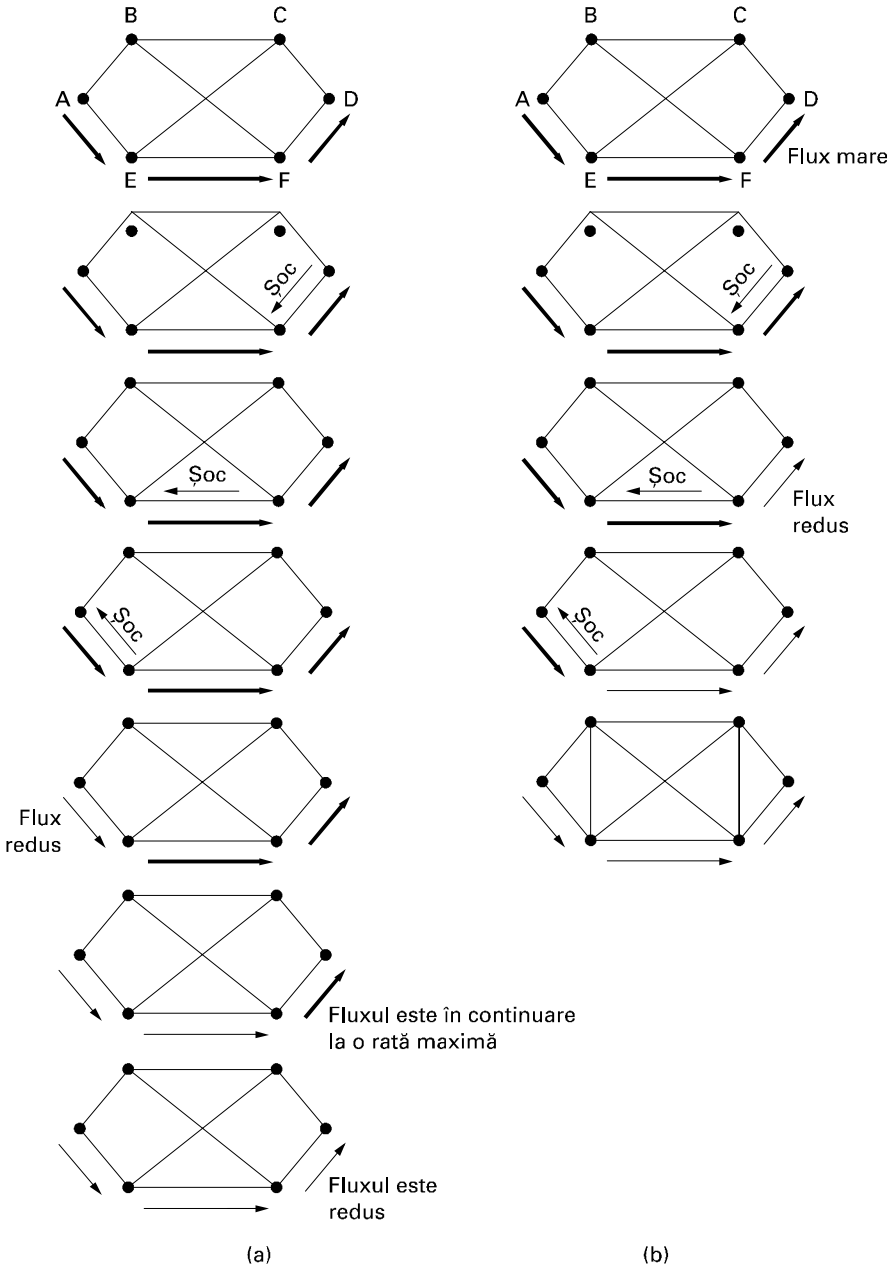


Fig. 5-28. (a) Un pachet de șoc care afectează doar sursa.
(b) Un pachet de șoc care afectează fiecare salt prin care trece.

Calculatorul gazdă poate reduce traficul prin ajustarea parametrilor asociați politicii folosite, de exemplu dimensiunea ferestrei. De obicei, primul pachet de șoc determină scăderea ratei datelor la

0.50 din valoarea anterioară, următoarea reduce traficul la 0.25 și așa mai departe. Creșterea valorilor are loc cu rate mai mici pentru a preveni reinstalarea rapidă a congestiei.

Au fost propuse mai multe variante ale acestui algoritm pentru controlul congestiei. În una dintre acestea, fiecare ruter poate menține mai multe valori de referință (praguri). În funcție de pragul depășit, pachetul de șoc poate conține un avertisment blând, unul sever sau un ultimatum.

Altă variantă prevede folosirea lungimilor cozilor sau a utilizării zonelor tampon în locul utilizării liniilor, ca semnal de comutare. Evident, pentru această metrică se poate folosi aceeași ponderare exponențială ca și pentru u.

Pachete de șoc salt cu salt

La viteze mari sau pe distanțe mari, trimiterea unui pachet de șoc către calculatorul sursă nu funcționează normal, reacția fiind întârziată. Să considerăm, de exemplu, un calculator în San-Francisco (ruterul A din fig. 5-28) care trimite trafic către un calculator din New York (ruterul D din fig. 5-28) la 155 Mbps. Dacă ruterul din New York rămâne fără zone tampon, atunci pachetului de șoc îi vor trebui circa 30 msec pentru ca să revină la San Francisco solicitând încetinirea. Propagarea pachetului de șoc este prezentată ca al doilea, al treilea și al patrulea pas din fig. 5-28(a). În aceste 30 msec, se pot trimite 4.6 MB. Chiar atunci când calculatorul gazdă din San Franciso se oprește imediat, cei 4.6 MB din conductă (eng.: pipe) vor continua să sosească și trebuie luați în seamă. De-abia în a șaptea diagramă din fig. 5-28(a) ruterul din New York va observa reducerea fluxului.

O abordare alternativă este ca pachetele de șoc să aibă efect în fiecare salt prin care trec, așa cum se arată în secvența din fig. 5-28(b). În acest caz, de îndată ce pachetul de șoc ajunge la F, F trebuie să reducă fluxul spre D. Procedând în acest fel, se cere din partea lui F alocarea mai multor zone tampon pentru flux, în timp ce sursa continuă să emită la viteză maximă, însă D simte imediat o ușurare, la fel ca într-o reclamă TV pentru înlăturarea durerii de cap. La pasul următor, pachetul de șoc va ajunge la E, spunându-i lui E să reducă fluxul spre F. Această acțiune solicită puternic zonele tampon ale lui E, însă are un efect benefic imediat asupra lui F, ușurându-i munca. În fine, pachetul de șoc ajunge la A, și fluxul scade efectiv.

Efectul acestei scheme salt cu salt asupra rețelei este asigurarea unei eliberări imediate la locul congestiei cu prețul folosirii mai multor zone tampon. În acest fel congestia poate fi înăbușită imediat ce se manifestă, fără a se pierde nici un pachet. Ideea este discutată în amănunt în (Mishra și Kanakia, 1992), unde se furnizează și rezultatele unei simulări.

5.3.5 Împrăștierea încărcării

Când nici una dintre metodele anterioare nu reduc congestia, ruterele pot să-și scoată la bătaie artileria grea: împrăștierea încărcării. **Împrăștierea încărcării** este un mod simpatic de a spune că atunci când ruterele sunt inundate de pachete pe care nu le mai pot gestiona, pur și simplu le aruncă. Termenul provine din domeniul distribuției energiei electrice, unde se referă la practica serviciilor publice care lasă intenționat fără energie electrică anumite zone, pentru a salva întreaga rețea de la colaps, în zilele călduroase de vară când cererea de energie electrică depășește puternic oferta.

Un ruter care se îneacă cu pachete poate alege la întâmplare pachetele pe care să le arunce, însă de obicei el poate face mai mult decât atât. Alegerea pachetelor care vor fi aruncate poate depinde de aplicațiile care rulează. Pentru transferul de fișiere, un pachet vechi este mai valoros decât unul nou, deoarece aruncarea pachetului 6 și păstrarea pachetelor de la 7 la 10 va cauza producerea unei „spărturi” în fereastra receptorului, care poate forța retrimiterea

pachetelor de la 6 la 10 (dacă receptorul distruge automat pachetele care sunt în afara secvenței). În cazul unui fișier de 12 pachete, aruncarea pachetului 6 poate necesita retransmiterea pachetelor de la 7 la 12, în timp ce aruncarea lui 10 va necesita doar retrimiterea pachetelor de la 10 la 12. În contrast, pentru multimedia, un pachet nou este mult mai important decât un pachet vechi. Prima politică (vechiul este mai bun decât noul) este numită adesea **a vinului**, iar ultima (noul este mai bun decât vechiul) este numită **a laptelui**.

Un pas inteligent mai departe presupune cooperare din partea expeditorilor. Pentru multe aplicații, unele pachete sunt mai importante decât altele. De exemplu, unii algoritmi de compresie a imaginilor transmit periodic un cadru întreg și apoi trimit următoarele cadre ca diferențe față de ultimul cadru complet. În acest caz, aruncarea unui pachet care face parte dintr-o diferență este de preferat aruncării unuia care face parte dintr-un cadru întreg. Ca un alt exemplu, să considerăm trimiterea documentelor care conțin text ASCII și imagini. Pierderea unei linii de pixeli dintr-o imagine este de departe mai puțin dăunătoare decât pierderea unei linii dintr-un text.

Pentru a implementa o politică inteligentă de distrugere a pachetelor, aplicațiile trebuie să înscrie pe fiecare pachet clasa de prioritate din care face parte, pentru a indica cât de important este. Dacă ele fac aceasta, atunci când trebuie distruse unele pachete, ruterele vor începe cu cele din clasa cea mai slabă, vor continua cu cele din următoarea clasă și așa mai departe. Evident, dacă nu ar fi nici un stimulent pentru a marca pachetele și altfel decât FOARTE IMPORTANT - A NU SE DISTRUGE NICIODATĂ, SUB NICI UN MOTIV, nimeni nu ar face acest lucru.

Stimulentul ar putea fi sub formă de bani, adică pachetele mai puțin prioritare să fie mai ieftin de trimis decât cele cu prioritate mare. Ca alternativă, expeditorilor li s-ar putea permite să trimită pachete cu priorități mari cu condiția ca încărcarea să fie mică, dar odată cu creșterea încărcării acestea ar fi aruncate, încurajând astfel utilizatorii să înceteze trimiterea lor.

O altă opțiune ar fi să se permită calculatoarelor gazdă să depășească limitele specificate în contractul negociat la inițializarea circuitului virtual (să folosească o lățime de bandă mai mare decât li s-a permis), dar cu condiția ca tot traficul în exces să fie marcat ca fiind de prioritate scăzută. O astfel de strategie nu este de fapt o idee rea, pentru că utilizează în mod mai eficient resursele mai puțin folosite, permițând astfel calculatoarelor gazdă să le utilizeze atâta timp cât nimeni altcineva nu este interesat, dar fără să stabilească dreptul la ele atunci când situația devine mai dură.

Detecția aleatoare timpurie

Este bine cunoscut faptul că a trata congestia imediat ce a fost detectată este mai eficient decât să o lași să-ți încurce treburile și apoi să încerci să te descurci cu ea. Această observație a dus la ideea de a arunca pachete înainte ca toată zona tampon să fie într-adevăr epuizată. Un algoritm popular pentru a face acest lucru se numește **RED** (**Random Early Detection** – rom.: Detecția aleatoare timpurie) (Floyd și Jacobson, 1993). În unele protocoale de transport (incluzând TCP-ul), răspunsul la pachetele pierdute este ca sursa să încetinească. Raționamentul din spatele acestei logici este acela că TCP a fost proiectat pentru rețele cablate, iar acestea sunt foarte sigure, astfel încât pachetele pierdute se datorează mai degrabă depășirii spațiului tampon decât erorilor de transmisie. Acest lucru poate fi exploatat pentru a ajuta la reducerea congestiei.

Prin aruncarea pachetelor de către rutere înainte ca situația să devină fără speranță (de unde și termenul “timpuriu” din denumire), ideea este de a lua măsuri înainte de a fi prea târziu. Pentru a determina când să înceapă aruncarea, ruterele mențin neîntrerupt o medie a lungimilor cozilor lor. Când lungimea medie a cozii unei linii depășește o limită, se spune că linia este congestionată și se iau măsuri.

Având în vedere că ruterul probabil că nu poate spune care sursă produce necazul cel mai mare, alegerea la întâmplare a unui pachet din coada care a determinat această acțiune este probabil cel mai bun lucru pe care îl poate face.

Cum ar trebui ruterul să informeze sursa despre problemă? O cale este aceea de a-i trimite un pachet de șoc, după cum am descris. O problemă a acestei abordări este că încarcă și mai mult rețeaua deja congestionată. O strategie diferită este să arunce pur și simplu pachetul selectat și să nu raporteze acest lucru. Sursa va observa în cele din urmă lipsa confirmării și va lua măsuri. Deoarece știe că pachetele pierdute sunt în general determinate de congestie și aruncări, va reacționa prin încetinire în loc să încerce mai abitir. Această formă implicită de reacție funcționează doar atunci când sursele răspund la pachetele pierdute prin reducerea ratei lor de transmisie. În rețele fără fir, unde majoritatea pierderilor se datorează zgomotelor legăturii aeriene, această abordare nu poate fi folosită.

5.3.6 Controlul fluctuațiilor

Pentru aplicații de genul transmisiilor audio sau video, nu prea contează dacă pachetele au nevoie de 20 msec sau de 30 msec pentru a fi distribuite, atât timp cât durata de tranzit este constantă. Variația (adică deviația standard) timpului de sosire a pachetului se numește **fluctuație.** O fluctuație mare, de exemplu dacă unele pachete au nevoie de 20 msec și altele de 30 msec pentru a ajunge, va produce sunet sau imagine de calitate inegală. Fluctuația este ilustrată în fig. 5-29. În contrast, o înțelegere ca 99 procente din pachete să fie livrate cu o întârziere de la 24.5 msec până la 25.5 msec ar putea fi acceptabilă.

Limita aleasă trebuie să fie, bineînțeles, reală. Ea trebuie să ia în calcul durata de tranzit a vitezei luminii și întârzierea minimă prin rutere și poate să-și lase o mică rezervă pentru unele întârzieri inevitabile.

Fluctuațiile pot fi limitate prin calcularea timpului de tranzit estimat pentru fiecare salt de-a lungul căii. Când un pachet ajunge la ruter, ruterul verifică să vadă cât de mult este decalat pachetul față de planificarea sa. Această informație este păstrată în pachet și actualizată la fiecare salt. Dacă pachetul a sosit înaintea planificării, el este ținut suficient pentru a reveni în grafic. Dacă pachetul este întârziat față de planificare, ruterul încearcă să-l trimită cât mai repede.

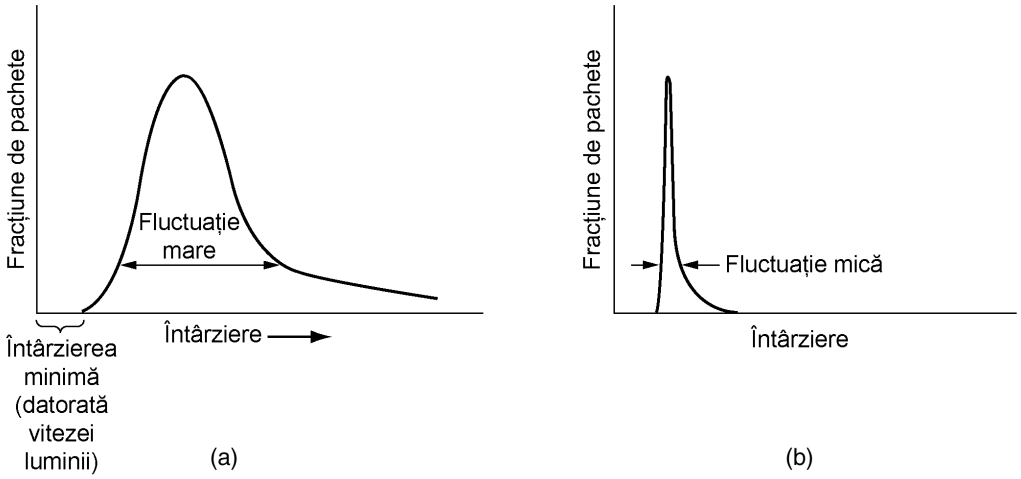


Fig. 5-29. (a) Fluctuație mare. (b) Fluctuație scăzută.

De fapt, algoritmul pentru determinarea pachetului care va merge mai departe dintr-un set de pachete care concurează pentru o linie de ieșire, va alege întotdeauna pachetul cu cea mai mare întârziere față de program. În acest fel, pachetele care au ajuns mai repede sunt încetinite, iar cele care sunt întârziate vor fi accelerate, în ambele cazuri reducându-se fluctuația.

În unele aplicații, cum ar fi aplicații video la cerere, fluctuațiile pot fi eliminate prin adăugarea unei zone tampon la receptor și apoi aducerea datelor pentru a fi afișate din zona tampon în loc de a fi luate din rețea în timp real. Totuși, pentru alte aplicații, în special acelea care necesită interacțiune în timp real între oameni, cum ar fi convorbirile telefonice și videoconferințele prin Internet, întârzierea inerentă utilizării zonelor tampon este inacceptabilă. Controlul congestiei este o arie activă a cercetării. Nivelul actual este rezumat în (Gevros et al., 2001).

5.4 CALITATEA SERVICIILOR

Tehnicile pe care le-am analizat în secțiunile precedente sunt proiectate pentru a reduce congestia și a îmbunătăți performanțele rețelei. Cu toate acestea, odată cu creșterea lucrului cu aplicații multimedia în rețea, de multe ori aceste măsuri luate ad-hoc nu sunt de ajuns. Este nevoie de preocupări serioase în proiectarea rețelelor și a protocoalelor pentru garantarea calității serviciilor. În secțiunile următoare ne vom continua studiul asupra performanței rețelei, dar acum ne vom concentra mai mult asupra modalităților de a furniza o calitate a serviciilor în conformitate cu necesitățile fiecărei aplicații. Ar trebui stipulat de la început faptul că, totuși, multe dintre aceste idei sunt în formare și sunt supuse schimbărilor.

5.4.1 Cerințe

Un șir de pachete de la o sursă la o destinație se numește **flux**. Într-o rețea orientată pe conexiune, toate pachetele aparținând unui flux merg pe aceeași rută; într-o rețea neorientată pe conexiune, acestea pot urma rute diferite. Necesitățile fiecărui flux pot fi caracterizate prin patru parametri primari: fiabilitatea, întârzierea, fluctuația și lățimea de bandă. Împreună, acestea determină **QoS** (**Quality of Service** – rom.: Calitatea serviciilor) pe care o necesită fluxul. În fig. 5-30 sunt listate câteva aplicații obișnuite precum și cerințele stringente ale acestora.

Aplicația	Fiabilitatea	Întârzierea	Fluctuația	Lățimea de bandă
Poșta electronică	Mare	Mică	Mică	Mică
Transfer de fișiere	Mare	Mică	Mică	Medie
Acces Web	Mare	Medie	Mică	Medie
Conectare la distanță	Mare	Medie	Medie	Mică
Audio la cerere	Mică	Mică	Mare	Medie
Video la cerere	Mică	Mică	Mare	Mare
Telefonie	Mică	Mare	Mare	Mică
Videoconferințe	Mică	Mare	Mare	Mare

Fig. 5-30. Cât de stringente sunt cerințele referitoare la calitatea serviciilor

Primele patru aplicații au cerințe stringente de fiabilitate. Nu se accepta livrarea de biți incorecți. Acest obiectiv este atins de obicei prin crearea unei sume de control pentru fiecare pachet și verifica-

rea acestei sume de control la destinație. Dacă un pachet este alterat pe parcurs, nu este confirmat și în cele din urmă va fi retransmis. Această strategie oferă o fiabilitate mare. Ultimele patru aplicații (audio/video) pot tolera erori, așa că nu este calculată sau verificată nici o sumă de control.

Aplicațiile de transfer de fișiere, inclusiv poșta electronică și video nu sunt sensibile la întârzieri. Dacă toate pachetele sunt întârziate uniform cu câteva secunde, nu este nici o problemă. Aplicațiile interactive, cum ar fi navigarea pe Web și conectarea la distanță, sunt mult mai sensibile la întârzieri. Aplicațiile de timp real, cum ar fi telefonia și videoconferințele au cerințe stricte de întârziere. Dacă toate cuvintele dintr-o convorbire telefonică sunt fiecare întârziate cu 2.000 secunde, utilizatorii vor găsi conexiunea inacceptabilă. Pe de altă parte, rularea de fișiere audio sau video de pe server nu cere întârzieri scăzute.

Primele trei aplicații nu sunt sensibile la sosirea pachetelor la intervale neregulate. Conectarea la distanță este într-un fel sensibilă la aceasta deoarece caracterele vor apărea pe ecran în rafale dacă conexiunea are multe fluctuații. Aplicațiile video și în special cele audio sunt extrem de sensibile la fluctuații. Dacă un utilizator urmărește un fișier video din rețea și cadrele sunt toate întârziate cu exact 2.000 secunde, nu este nici o problemă. Dar dacă timpul de transmisie variază aleator între 1 și 2 secunde, rezultatul va fi îngrozitor. Pentru audio, o fluctuație chiar și de câteva milisecunde este perfect sesizabilă.

În cele din urmă, aplicațiile diferă la cerințele de lățime de bandă, fără ca poșta electronică și conectarea la distanță să necesite o bandă prea largă, iar aplicațiile video de orice fel necesitând o bandă foarte largă. Rețelele ATM clasifică fluxul în patru mari categorii, în funcție de cerințele lor de QoS, după cum urmează:

1. Rată de transfer constantă (de exemplu telefonie).
2. Rată de transfer variabilă în timp real (de exemplu videoconferențiere compresată).
3. Rată de transfer variabilă, dar nu în timp real (de exemplu vizionarea unui film pe Internet).
4. Rată de transfer disponibilă (de exemplu transfer de fișiere).

Aceste categorii sunt de asemenea folositoare pentru alte scopuri și pentru alte tipuri de rețele. Rata de transfer constantă este o încercare de a simula un cablu, furnizând o lățime de bandă uniformă și o întârziere uniformă. Rata de transfer variabilă apare pentru video compresat, unele cadre fiind mai comprimate decât altele. Astfel, transmisia unui cadru cu o mulțime de detalii în el ar putea necesita transmisia mai multor biți, în timp ce transmisia imaginii unui perete alb s-ar putea comprima extrem de bine. Rata de transfer disponibilă este pentru aplicații care nu sunt sensibile la întârzieri sau la fluctuații, cum ar fi poșta electronică.

5.4.2 Tehnici pentru obținerea unei bune calități a serviciilor

Acum că știm câte ceva despre cerințele QoS, cum le obținem? Ei bine, pentru început, nu există o rețetă magică. Nici o tehnică nu furnizează într-un mod optim o calitate a serviciilor eficientă și pe care să te poți baza. În schimb, au fost dezvoltate o varietate de tehnici, cu soluții practice care adeseori combină mai multe tehnici. Vom examina acum câteva dintre tehnicile folosite de proiectanții de sisteme pentru obținerea calității serviciilor.

Supraaprovizionarea

O soluție ușoară este aceea de a furniza ruterului suficientă capacitate, spațiu tampon și lățime de bandă încât pachetele să zboare pur și simplu. Problema cu această soluție este aceea că este costisi-

toare. Odată cu trecerea timpului și cu faptul că proiectanții au o idee mai clară despre cât de mult înseamnă suficient, această tehnică ar putea deveni chiar realistă. Până la un punct, sistemul telefonic este supraapovizionat Se întâmplă rar să ridici receptorul telefonului și să nu ai ton de formare instantaneu. Pur și simplu există atâta capacitate disponibilă încât cererea va fi întotdeauna satisfăcută.

Memorarea temporară

Fluxurile pot fi reținute în zone tampon ale receptorului înainte de a fi livrate. Aceasta nu afectează fiabilitatea sau lățimea de bandă și mărește întârzierea, dar uniformizează fluctuația. Pentru audio și video la cerere, fluctuațiile reprezintă problema principală, iar această tehnică este de mare ajutor.

Am văzut diferența dintre fluctuațiile mari și fluctuațiile mici în fig. 5-29. În fig. 5-31 vedem un flux de pachete care sunt livrate cu o fluctuație considerabilă. Pachetul 1 este transmis de către server la momentul $t = 0$ sec și ajunge la client la $t = 1$ sec. Pachetul 2 acumulează o întârziere mai mare și îi sunt necesare 2 sec pentru a ajunge. Pe măsură ce pachetele sosesc, ele sunt reținute în zona tampon pe mașina client.

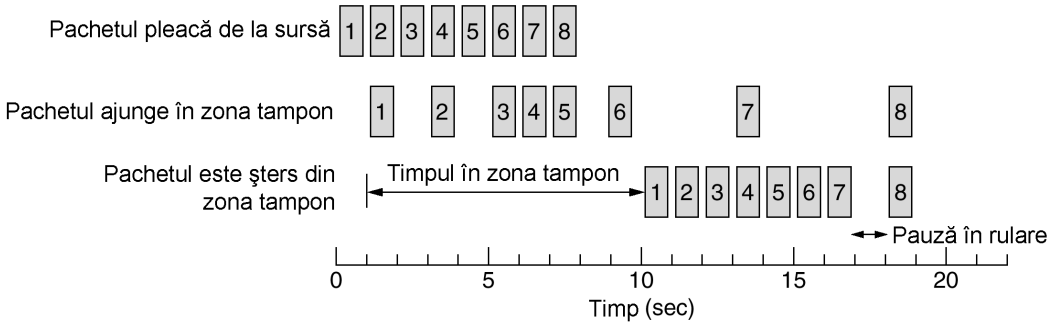


Fig. 5-31. Uniformizarea fluxului de ieșire prin memorarea temporară a pachetelor.

La $t = 10$ sec începe rularea. La acest moment, pachetele de la 1 la 6 au fost introduse în zona tampon așa că pot fi scoase de acolo la intervale egale pentru o rulare uniformă. Din păcate, pachetul 8 a avut o întârziere așa de mare încât nu este disponibil când îi vine timpul de rulare, așa că rularea trebuie întreruptă până la sosirea acestuia, creând astfel o pauză supărătoare în muzică sau în film. Această problemă poate fi alinată prin întârzierea și mai mare a momentului începerii, deși acest lucru necesită și un spațiu tampon mai mare. Sit-urile Web comerciale care conțin fluxuri audio sau video folosesc toate programe de rulare care au timpul de reținere în zona tampon de aproximativ 10 secunde până să înceapă să ruleze aplicația.

Formarea traficului

În exemplul de mai sus, sursa trimite pachetele la intervale de timp egale între ele, dar în alte cazuri ele pot fi emise neregulat, ceea ce poate duce la apariția congestiei în rețea. Neuniformitatea ieșirii este un lucru obișnuit dacă server-ul se ocupă de mai multe fluxuri la un moment dat și de asemeni permite și alte acțiuni cum ar fi derularea rapidă înainte sau înapoi, autentificarea utilizatorilor și așa mai departe. De asemenea, abordarea pe care am folosit-o aici (memorarea temporară) nu este întotdeauna posibilă, de exemplu în cazul videoconferințelor. Cu toate acestea, dacă s-ar putea face ceva pentru ca serverul (și calculatoarele gazdă în general) să transmită cu rate de transfer uniforme, calitatea serviciilor ar fi mai bună. Vom examina acum o tehnică numită **formarea traficului (traffic shaping)**, care uniformizează traficul mai degrabă pentru server decât pentru client.

Formarea traficului se ocupă cu uniformizarea ratei medii de transmisie a datelor (atenuarea rafalelor). În contrast, protocoalele cu fereastră glisantă pe care le-am studiat anterior limitează volumul de date în tranzit la un moment dat și nu rata la care sunt transmise acestea. La momentul stabilirii unei conexiuni, utilizatorul și subrețeaua (clientul și furnizorul) stabilesc un anumit model al traficului (formă) pentru acel circuit. În unele cazuri aceasta se numește **înțelegere la nivelul serviciilor (service level agreement)**. Atât timp cât clientul își respectă partea sa de contract și trimite pachete conform înțelegerii încheiate, furnizorul promite livrarea lor în timp util. Formarea traficului reduce congestia și ajută furnizorul să-și țină promisiunea. Astfel de înțelegeri nu sunt foarte importante pentru transferul de fișiere, însă sunt deosebit de importante pentru datele în timp real, cum ar fi conexiunile audio sau video, care au cerințe stringente de calitate a serviciilor.

Pentru formarea traficului clientul spune furnizorului: „Modelul meu de transmisie arată cam așa. Poți să te descurci cu el?" Dacă furnizorul este de acord, problema care apare este cum poate spune furnizorul dacă clientul respectă înțelegerea și ce să facă dacă nu o respectă. Monitorizarea fluxului traficului se numește **supravegherea traficului (traffic policing**.) Stabilirea unei forme a traficului și urmărirea respectării ei se fac mai ușor în cazul subrețelelor bazate pe circuite virtuale decât în cazul subrețelelor bazate pe datagrame. Cu toate acestea, chiar și în cazul subrețelelor bazate pe datagrame, aceleași idei pot fi aplicate la conexiunile nivelului transport.

Algoritmul găleții găurite

Să ne imaginăm o găleată cu un mic orificiu în fundul său, așa cum este prezentată în fig. 5-32(a). Nu contează cu ce rată curge apa în găleată, fluxul de ieșire va fi la o rată constantă, ρ, dacă există apă în găleată și zero dacă găleata este goală. De asemenea, odată ce găleata s-a umplut, orice cantitate suplimentară de apă se va revărsa în afara pereților și va fi pierdută (adică nu se va regăsi în fluxul de ieșire de sub orificiu).

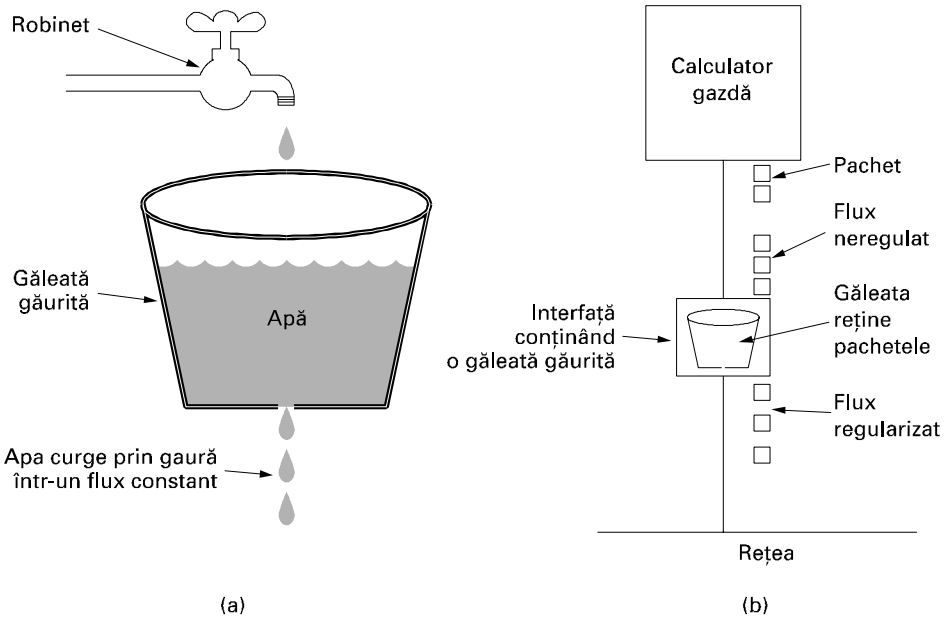


Fig. 5-32. (a) O găleată găurită umplută cu apă (b) O găleată găurită, cu pachete.

Aceeași idee poate fi aplicată și în cazul pachetelor, așa cum se arată în fig. 5-32 (b). Conceptual, fiecare calculator gazdă este conectat la rețea printr-o interfață conținând o găleată găurită, în fapt o coadă internă cu capacitate finită. Dacă un pachet sosește în coadă atunci când aceasta este plină, el este distrus. Cu alte cuvinte, dacă unul sau mai multe procese de pe calculatorul gazdă încearcă trimiterea unui pachet atunci când coada conține deja numărul maxim de pachete, pachetele noi vor fi distruse fără menajamente. Acest aranjament poate fi implementat în interfața hardware sau poate fi simulat de către sistemul de operare gazdă. A fost propus pentru prima dată de către Turner (1986) și este numit **algoritmul găleții găurite (the leaky bucket algorithm)**. De fapt nu este altceva decât un sistem de cozi cu un singur server și cu timp de servire constant.

Calculatorul gazdă poate pune în rețea câte un pachet la fiecare tact al ceasului. Și acest lucru poate fi realizat de placa de interfață sau de către sistemul de operare. Acest mecanism transformă un flux neregulat de pachete de la procesele de pe calculatorul gazdă într-un flux uniform de pachete care se depun pe rețea, netezind rafalele și reducând mult șansele de producere a congestiei.

Dacă toate pachetele au aceeași dimensiune (de exemplu celule ATM), algoritmul poate fi folosit exact așa cum a fost descris. Dacă se folosesc pachete de lungimi variabile, este adesea mai convenabil să se transmită un anumit număr de octeți la fiecare tact și nu un singur pachet. Astfel, dacă regula este 1024 octeți la fiecare tact, atunci se pot transmite un pachet de 1024 octeți, două de 512 octeți, sau patru de 256 octeți ș.a.m.d. Dacă numărul rezidual de octeți este prea mic, următorul pachet va trebui să aștepte următorul tact.

Implementarea algoritmului inițial al găleții găurite este simplă. Găleata găurită constă de fapt dintr-o coadă finită. Dacă la sosirea unui pachet este loc în coadă, el este adăugat la sfârșitul cozii, în caz contrar, este distrus. La fiecare tact se trimite un pachet din coadă (bineînțeles dacă aceasta nu este vidă).

Algoritmul găleții folosind contorizarea octeților este implementat aproximativ în aceeași manieră. La fiecare tact un contor este inițializat la n. Dacă primul pachet din coadă are mai puțini octeți decât valoarea curentă a contorului, el este transmis și contorul este decrementat cu numărul corespunzător de octeți. Mai pot fi transmise și alte pachete adiționale, atât timp cât contorul este suficient de mare. Dacă contorul scade sub lungimea primului pachet din coadă, atunci transmisia încetează până la următorul tact, când contorul este reinițializat și fluxul poate continua.

Ca un exemplu de găleată găurită, să ne imaginăm un calculator care produce date cu rata de 25 milioane octeți/sec (200 Mbps) și o rețea care funcționează la aceeași viteză. Cu toate acestea, ruterele pot să gestioneze datele la această rată doar pentru un timp foarte scurt (practic, până când li se umple spațiul tampon). Pentru intervale mai mari ele lucrează optim pentru rate care nu depășesc valoarea de 2 milioane octeți/sec. Să presupunem acum că datele vin în rafale de câte 1 milion de octeți, câte o rafală de 40 msec în fiecare secundă. Pentru a reduce rata medie la 2 MB/sec, putem folosi o găleată găurită având $\rho = 2$ MB/sec și o capacitate, C, de 1 MB. Aceasta înseamnă că rafalele de până la 1 MB pot fi gestionate fără pierderi de date și că acele rafale sunt împrăștiate de-a lungul a 500 msec, indiferent cât de repede sosesc.

În fig. 5-33(a) vedem intrarea pentru găleata găurită funcționând la 25 MB/sec pentru 40 msec. În fig. 5-33(b) vedem ieșirea curgând la o rată uniformă de 2 MB/sec pentru 500 msec.

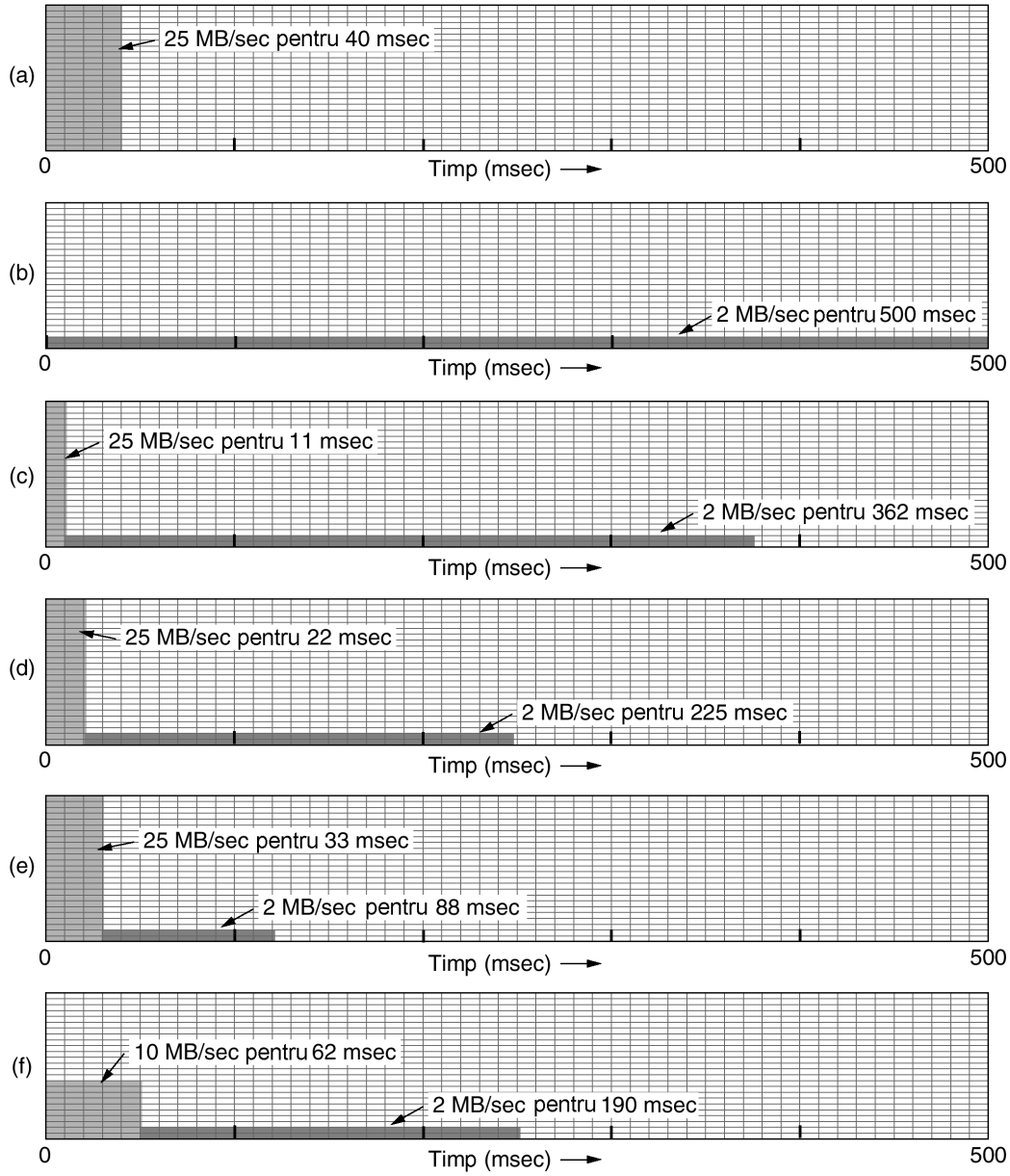


Fig. 5-33. (a) Intrarea pentru o găleată găurită. (b) Ieșirea pentru o găleată găurită. (c) - (e) Ieșirea pentru o găleată cu jeton de capacitate 250 KB, 500 KB, 750 KB. (f) Ieșirea pentru o găleată cu jeton de capacitate 500 KB care alimentează o găleată găurită de 10 MB/sec.

Algoritmul găleții cu jeton

Algoritmul găleții găurite impune un model rigid al ieșirii, din punct de vedere al ratei medii, indiferent de cum arată traficul. Pentru numeroase aplicații este mai convenabil să se permită o creștere a vitezei de ieșire la apariția unor rafale mari, astfel încât este necesar un algoritm mai flexibil, de preferat unul care nu pierde date. Un astfel de algoritm este **algoritmul găleții cu jeton (the token bucket algorithm)**. În acest algoritm, găleata găurită păstrează jetoane, generate de un ceas cu rata de un jeton la fiecare ΔT sec. În fig. 5-34(a) vedem o găleată păstrând trei jetoane și având cinci pachete care așteaptă să fie transmise. Pentru ca un pachet să fie transmis, el trebuie să captureze și să distrugă un jeton. În fig. 5-34(b) vedem că trei din cele cinci pachete au trecut mai departe, în timp ce celelalte două așteaptă să fie generate alte două jetoane.

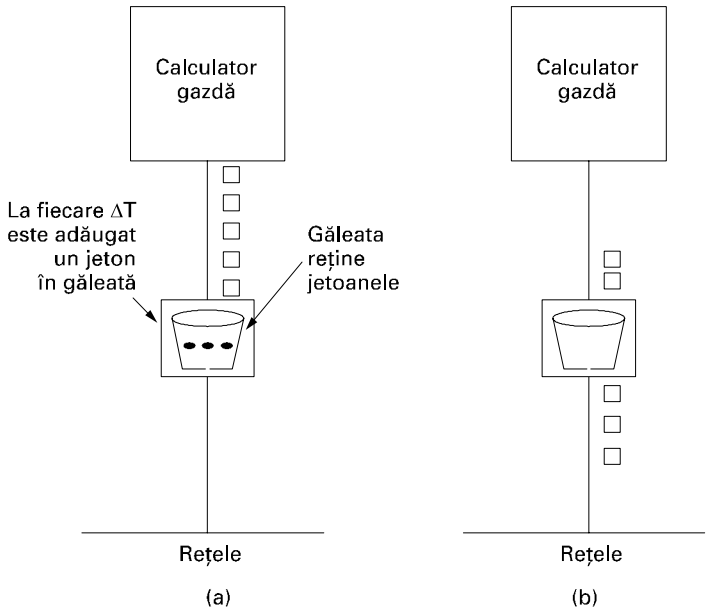


Fig. 5-34. Algoritmul găleții cu jeton. (a) Înainte. (b) După.

Algoritmul găleții cu jeton asigură o formare diferită a traficului, comparativ cu algoritmul găleții găurite. Algoritmul găleții găurite nu permite calculatoarelor gazdă inactive să acumuleze permisiunea de a trimite rafale mari ulterior. Algoritmul găleții cu jeton permite această acumulare, mergând până la dimensiunea maximă a găleții, *n*. Această proprietate permite ca rafale de până la *n* pachete să fie trimise dintr-o dată, permițând apariția unor rafale la ieșire și asigurând un răspuns mai rapid la apariția bruscă a unor rafale la intrare.

O altă diferență între cei doi algoritmi este aceea că algoritmul găleții cu jeton aruncă jetoanele (capacitatea de transmisie) la umplerea găleții, dar niciodată nu distruge pachete. Prin contrast, algoritmul găleții găurite distruge pachete la umplerea găleții.

Și aici este posibilă o variantă, în care fiecare jeton reprezintă dreptul de a trimite nu un pachet, ci *k* octeți. Un pachet va putea fi trimis doar dacă se dețin suficiente jetoane pentru a-i acoperi lungimea exprimată în octeți. Jetoanele fracționare sunt păstrate pentru utilizări ulterioare.

Algoritmul găleții găurite și algoritmul găleții cu jeton pot fi folosite și pentru a uniformiza traficul între rutere, la fel de bine cum pot fi folosite pentru a regla informația de ieșire a unui calculator

gazdă, ca în exemplul prezentat. Oricum, o diferență evidentă este aceea că algoritmul găleții cu jeton folosit pentru a regla ieșirea unui calculator gazdă îl poate opri pe acesta să trimită date atunci când apare vreo restricție. A spune unui ruter să oprească transmisiile în timp ce datele de intrare continuă să sosească, poate duce la pierderea de date.

Implementarea de bază a algoritmului găleții cu jeton se face printr-o variabilă care numără jetoane. Acest contor crește cu 1 la fiecare ΔT și scade cu 1 ori de câte ori este trimis un pachet. Dacă acest contor atinge valoarea zero, nu mai poate fi trimis nici un pachet. În varianta la nivel de octeți, contorul este incrementat cu k octeți la fiecare ΔT și decrementat cu lungimea pachetului trimis.

Caracteristica esențială a algoritmului găleții cu jeton este că permite rafalele, dar până la o lungime maximă controlată. Priviți de exemplu fig. 5-33(c). Aici avem o găleată cu jeton, de capacitate 250 KB. Jetoanele sosesc cu o rată care asigură o ieșire de 2 MB/sec. Presupunând că găleata este plină când apare o rafală de 1 MB, ea poate asigura scurgerea la întreaga capacitate de 25 MB/sec pentru circa 11 milisecunde. Apoi trebuie să revină la 2 MB/sec până ce este trimisă întreaga rafală.

Calculul lungimii rafalei de viteză maximă este puțin mai special. Nu este doar 1 MB împărțit la 25 MB/sec deoarece, în timp ce rafala este prelucrată, apar alte jetoane. Dacă notăm S cu lungimea rafalei în secunde, cu C capacitatea găleții în octeți, cu ρ rata de sosire a jetoanelor în octeți/secundă, cu M rata maximă de ieșire în octeți/secundă, vom vedea că o rafală de ieșire conține cel mult $C + \rho S$ octeți. De asemenea, mai știm că numărul de octeți într-o rafală de viteză maximă de S secunde este MS. De aici avem:

$$C + \rho S = MS$$

Rezolvând această ecuație obținem $S = C / (M - \rho)$. Pentru parametrii considerați $C = 250$ KB, $M = 25$ MB/sec și $\rho = 2$ MB/sec vom obține o durată a rafalei de circa 11 msec. Fig. 5-33(d) și fig. 5-33(e) prezintă găletile cu jeton de capacități 500 KB și respectiv 750 KB.

O problemă potențială a algoritmului găleții cu jeton este aceea că și el permite apariția unor rafale mari, chiar dacă durata maximă a unei rafale poate fi reglată prin selectarea atentă a lui ρ și M. De multe ori este de dorit să se reducă valoarea de vârf, dar fără a se reveni la valorile scăzute permise de algoritmul original, al găleții găurite.

O altă cale de a obține un trafic mai uniform este de a pune o găleată găurită după cea cu jeton. Rata găleții găurite va trebui să fie mai mare decât parametrul ρ al găleții cu jeton, însă mai mică decât rata maximă a rețelei. Fig. 5-25(f) ilustrează comportarea unei găleți cu jeton de 500 KB, urmată de o găleată găurită de 10 MB/sec.

Gestionarea tuturor acestor scheme poate fi puțin mai specială. În esență, rețeaua trebuie să simuleze algoritmul și să se asigure că nu se trimit mai multe pachete sau mai mulți octeți decât este permis. Totuși, aceste instrumente furnizează posibilități de a aduce traficul rețelei la forme mai ușor de administrat pentru a ajuta la îndeplinirea condițiilor necesare calității serviciilor.

Rezervarea resurselor

Un bun început pentru garantarea calității serviciilor este capabilitatea de a regla forma traficului oferit. Totuși, folosirea efectivă a acestei informații înseamnă implicit să ceri ca toate pachetele dintr-un flux să urmeze aceeași rută. Răspândirea lor aleatoare pe rutere face dificil de garantat orice. Ca o consecință, trebuie ca între sursă și destinație să se creeze ceva similar unui circuit virtual și ca toate pachetele care aparțin fluxului să urmeze această cale.

Odată ce avem o rută specifică pentru un flux, devine posibil să rezervi resurse de-a lungul acelei rute pentru a te asigura că este disponibilă capacitatea necesară. Pot fi rezervate trei tipuri diferite de resurse:

1. Lățimea de bandă
2. Zona tampon
3. Ciclurile procesorului

Prima, lățimea de bandă este cea mai evidentă. Dacă un flux cere 1 Mbps și linia pe care se iese are capacitatea de 2 Mbps, încercarea de a dirija trei fluxuri prin acea linie nu va reuși. Astfel, a rezerva lățime de bandă înseamnă să nu se supraîncarce vreo linie de ieșire.

O a doua resursă care este adeseori insuficientă este spațiul tampon. Când sosește un pachet, acesta este de obicei depozitat pe placa de rețea de către hardware. Software-ul ruterului trebuie să copieze apoi pachetul într-o zonă tampon din RAM și să adauge acest tampon în coada pentru transmisie pe linia de ieșire aleasă. Dacă nu este disponibil nici un tampon, pachetul trebuie aruncat deoarece nu există spațiu în care să poată fi pus. Pentru o bună calitate a serviciilor, unele zone tampon pot fi rezervate pentru un anumit flux în așa fel încât acel flux să nu trebuiască să concureze pentru tampoane cu alte fluxuri. Întotdeauna va exista o zonă tampon disponibilă atunci când fluxul va avea nevoie, dar până la o anumită limită.

În cele din urmă, ciclurile procesorului sunt de asemenea resurse rare. Ruterul are nevoie de timp de procesor pentru a prelucra un pachet, deci un ruter poate procesa doar un anumit număr de pachete pe secundă. Este necesar să ne asigurăm că procesorul nu este supraîncărcat pentru a asigura prelucrarea în timp util a fiecărui pachet.

La prima vedere ar putea părea că dacă, să zicem, un ruter are nevoie de 1μsec pentru a procesa un pachet, atunci el poate procesa 1 milion de pachete/sec. Această observație nu este adevărată pentru că vor exista întotdeauna perioade nefolosite datorate fluctuațiilor statistice ale încărcării. Dacă procesorul are nevoie de fiecare ciclu de ceas pentru a-și face treaba, pierderea chiar și a câtorva cicluri din cauza perioadelor de nefolosire ocazionale creează un decalaj de care nu se poate scăpa.

Oricum, chiar și cu o încărcare puțin sub capacitatea teoretică, se pot forma cozi și pot apărea întârzieri. Să considerăm o situație în care pachetele sosesc aleator, cu rată medie de sosire de λ pachete/sec. Timpul de procesor cerut de fiecare pachet este de asemenea aleator, cu o capacitate medie de procesare de μ pachete/sec. Presupunând că distribuțiile sosirii și servirii sunt distribuții Poisson, folosind teoria cozilor se poate demonstra că întârzierea medie a unui pachet, *T*, este:

$$T = \frac{1}{\mu} \times \frac{1}{1 - \lambda / \mu} = \frac{1}{\mu} \times \frac{1}{1 - \rho}$$

unde $\rho = \lambda/\mu$ este utilizarea procesorului. Primul factor, $1/\mu$, reprezintă timpul de servire în absența competiției. Al doilea factor este încetinirea cauzată de competiția cu alte fluxuri. De exemplu, dacă λ = 950,000 de pachete/sec și μ = 1,000,000 de pachete/sec, atunci ρ = 0.95 și întârzierea medie a unui pachet va fi de 20 μsec în loc de 1 μsec Acest timp ia în considerare atât timpul de așteptare în coadă, cât și timpul de servire, după cum se poate vedea atunci când încărcarea este foarte mică ($\lambda/\mu \approx 0$). Dacă presupunem că pe traseul fluxului există 30 de rutere, numai datorită întârzierilor în cozi vor rezulta 600μsec de întârziere.

Controlul accesului

Acum suntem în punctul în care traficul dintr-un flux oarecare este bine format și poate să urmeze o singură rută în care capacitatea poate fi rezervată în avans pe ruterele ce se găsesc de-a lungul căii. Când un asemenea flux este oferit unui ruter, acesta trebuie să decidă, pe baza capacității sale și a numărului de angajamente pe care le-a făcut deja cu alte fluxuri, dacă să primească sau să respingă fluxul.

Decizia de a accepta sau de a respinge fluxul nu este o simplă chestiune de comparație între (lățime de bandă, zone tampon, cicluri) cerute de către flux și capacitatea în exces a ruterului în aceste trei dimensiuni. Este puțin mai complicat decât atât. În primul rând, deși unele aplicații și-ar putea cunoaște necesitățile de lățime de bandă, puține știu despre zonele tampon sau despre ciclurile de procesor, deci, la nivel minim, este necesar un alt mod de descriere a fluxurilor. Apoi, unele aplicații sunt de departe mai tolerante la ratarea ocazională a unui termen limită. În cele din urmă, unele aplicații ar putea fi dornice să negocieze în legătură cu parametrii fluxului, iar altele nu. De exemplu, un server video care rulează în mod normal la 30 de cadre/sec ar putea fi dispus să coboare la 25 de cadre /sec dacă nu există suficientă lățime de bandă liberă pentru a suporta 30 de cadre/sec. În mod similar pot fi ajustați numărul de pixeli pe cadru, lățimea de bandă audio și alte proprietăți.

Deoarece în negocierea fluxului pot fi implicate mai multe părți (emițătorul, receptorul și toate ruterele aflate de-a lungul căii dintre aceștia), fluxurile trebuie descrise exact în termenii parametrilor specifici ce pot fi negociați. Un set de astfel de parametri se numește **specificarea fluxului (flow specification)**. Tipic, emițătorul (adică serverul video) produce o specificație a fluxului propunând parametrii pe care ar vrea să îi folosească. Pe măsură ce specificația se propagă de-a lungul căii, fiecare ruter o examinează și îi modifică parametrii după cum are nevoie. Modificările pot doar să reducă fluxul, nu să îl și crească (de exemplu o rată mai mică a datelor, nu mai mare). Când ajunge la capătul celălalt, parametrii pot fi stabiliți.

Ca un exemplu de ce poate exista într-o specificație a fluxului, să considerăm exemplul din fig. 5-35, care se bazează pe RFC-urile 2210 și 2211. Are cinci parametri, dintre care primul, *rata găleții cu jeton*, reprezintă numărul de octeți pe secundă care sunt puși în găleată. Aceasta este rata maximă suportată la care poate transmite emițătorul, mediată de-a lungul unui interval mare de timp.

Parametru	Unitate de măsură
Rata găleții cu jeton	Octeți/sec
Dimensiunea găleții cu jeton	Octeți
Rata de vârf a datelor	Octeți/sec
Dimensiunea minimă a pachetului	Octeți
Dimensiunea maximă a pachetului	Octeți

Fig. 5-35. Un exemplu de specificație a fluxului

Al doilea parametru este dimensiunea găleții în octeți. Dacă, de exemplu, *rata găleții cu jeton* este de 1 Mbps și *dimensiunea găleții cu jeton* este de 500 KB, găleata se poate umplută continuu timp de 4 sec până să fie plină (în absența oricărei transmisii). Orice jeton trimis după aceasta este pierdut.

Al treilea parametru, *Rata de vârf a datelor* este rata de transmisie maximă tolerată, chiar și pentru intervale scurte de timp. Emițătorul nu trebuie să depășească niciodată această valoare.

Ultimii doi parametri specifică dimensiunile minimă și maximă ale pachetului, incluzând antetele nivelelor transport și rețea (de exemplu TCP și IP). Dimensiunea minimă este importantă deoarece durata procesării fiecărui pachet este fixată, indiferent cât este de mic pachetul. Un ruter poate fi pregătit să se ocupe de 10,000 de pachete/sec de câte 1 KB fiecare, dar nepregătit să se ocupe de 100000 de pachete/sec de câte 50 de octeți fiecare, chiar dacă acestea reprezintă mai puține date. Dimensiu-

nea maximă a pachetului este importantă datorită limitărilor interne ale rețelei, care nu pot fi depășite. De exemplu, dacă o parte a căii trece prin Ethernet, dimensiunea maximă a pachetului va fi restricționată la nu mai mult de 1500 de octeți, indiferent de cât poate să suporte restul rețelei.

O întrebare interesantă este cum transformă un ruter o specificație a fluxului într-un set de rezervări specifice de resurse. Această mapare este implementată specific și nu este standardizată. Să presupunem că un ruter poate procesa 100000 pachete/sec. Dacă îi este oferit un flux de 1MB/sec cu dimensiunile minimă și maximă a pachetului de 512 octeți, ruterul poate calcula că ar putea lua 2048 de pachete/sec din acel flux. În acest caz, el trebuie să rezerve 2% din procesor pentru acel flux, preferabil mai mult pentru a evita întârzierile cauzate de așteptarea în coadă. Dacă politica unui ruter este de a nu aloca niciodată mai mult de 50 % din procesor (ceea ce implică o întârziere dublă) și este deja solicitat 49%, atunci acest flux trebuie respins. Calcule asemănătoare sunt necesare și pentru celelalte resurse.

Cu cât este mai exigentă specificația, cu atât ea este mai folositoare ruterelor. Dacă o specificație de flux spune că are nevoie de *o rată a găleții cu jeton* de 5MB/sec dar pachetele pot varia de la 50 de octeți la 1500 de octeți, atunci rata pachetelor va varia de la circa 3500 de pachete/sec la 105000 de pachete/sec. Ruterul s-ar putea panica la acest număr și ar putea respinge fluxul, deși la o dimensiune minimă a pachetului de 1000 de octeți, fluxul de 5MB/sec ar fi fost acceptat.

Dirijarea proporțională

Cei mai mulți algoritmi de dirijare încearcă să găsească cea mai bună cale pentru fiecare destinație și îndreaptă tot traficul spre acea destinație pe cea mai bună cale. O abordare diferită care a fost propusă pentru a furniza o mai bună calitate a serviciilor este de a împărți traficul pentru fiecare destinație pe mai multe căi. Din moment ce ruterele nu au în general o imagine de ansamblu completă asupra traficului din rețea, singura posibilitate reală de a împărți traficul pe mai multe rute este de a folosi informațiile disponibile local. O metodă simplă este de a împărți traficul în mod egal sau proporțional cu capacitatea legăturilor de ieșire. Totuși, sunt disponibili și algoritmi mai sofisticați (Nelakuditi și Zhang, 2002).

Planificarea pachetelor

Dacă un ruter se ocupă de mai multe fluxuri, există pericolul ca un flux să ia prea mult din capacitate, înghețând toate celelalte fluxuri. Procesare pachetelor în ordinea sosirii lor înseamnă că un emițător agresiv poate acapara cea mai mare parte din capacitatea ruterelor pe care le traversează pachetele sale, micșorând calitatea serviciilor pentru celelalte. Pentru a împiedica asemenea tentative au fost inventați diverși algoritmi de planificare a pachetelor (Bhatti și Crowcroft, 2000).

Unul dintre primii a fost algoritmul **așteptare echitabilă (fair queuing)** (Nagle, 987). Esența algoritmului este că ruterele au cozi separate pentru fiecare linie de ieșire, câte una pentru fiecare flux. Când o linie se eliberează, ruterul scanează cozile după metoda round robin, luând primul pachet din coada următoare. În acest fel, cu *n* calculatoare gazdă care concurează pentru o anumită linie de ieșire, fiecare gazdă reușește să expedieze un pachet din fiecare *n*. Trimiterea mai multor pachete nu va îmbunătăți rata.

Deși este un început, algoritmul are o problemă: dă mai multă lățime de bandă gazdelor care folosesc pachete mari decât celor care folosesc pachete mici. Demers ș.a. (1990) a sugerat o îmbunătățire în care parcurgerea round robin este realizată astfel încât să simuleze un round-robin octet-cu-octet în locul unui round robin pachet-cu-pachet. În concluzie, el scanează cozile în mod repetat, octet cu octet, până găsește momentul la care fiecare pachet va fi terminat. Apoi pachetele sunt sortate în ordine terminării lor și trimise în acea ordine. Algoritmul este ilustrat în fig. 5-36.

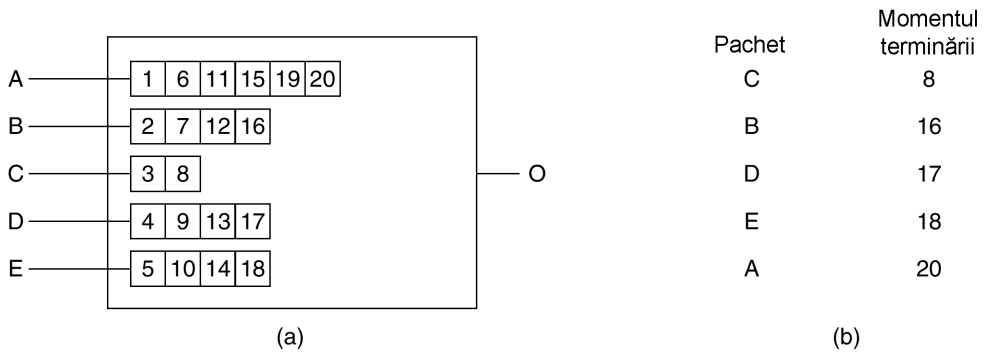


Fig. 5-36. (a) Un ruter cu 5 pachete așteptând pentru linia *O*.
(b) Momentul terminării pentru cele 5 pachete.

În fig. 5-36(a) observăm pachete cu lungimi între 2 și 6 octeți. La momentul (virtual) 1 este trimis primul octet al pachetului de pe linia A. Apoi urmează primul octet al pachetului de pe linia B și așa mai departe. Primul pachet care este terminat este C, după opt perioade. Ordinea sortată este dată în fig. 5-36(b). În absența unor noi sosiri, pachetele vor fi trimise în ordinea listată, de la C la A.

O problemă a acestui algoritm este aceea că acordă tuturor calculatoarelor gazdă aceeași prioritate. În multe situații, este de dorit să se acorde mai multă lățime de bandă serverelor video decât serverelor de fișiere normale în așa fel încât să poată transmită doi sau mai mulți octeți pe perioadă. Acest algoritm modificat se numește **așteptare echitabilă ponderată** (**weighted fair queueing**) și este foarte folosit. Uneori ponderea este egală cu numărul de fluxuri care ies dintr-un calculator, astfel încât toate procesele primesc lățime de bandă egală. O implementare eficientă a acestui algoritm este discutată în (Shreedhar și Varghese, 1995). Din ce în ce mai mult, retransmiterea efectivă a pachetelor printr-un ruter sau comutator se face prin hardware (Elhananz et al., 2001).

5.4.3 Servicii integrate

Între 1995 și 1997, IETF a depus mult efort pentru a inventa o arhitectură pentru fluxurile de tip multimedia. Această muncă s-a concretizat în peste doua duzini de RFC-uri, începând cu RFC-urile 2205-2210. Numele generic al acestui rezultat este **algoritmi bazați pe flux** (**flow-based algorithms**) sau **servicii integrate** (**integrated services**). A fost gândit atât pentru aplicații cu trimitere unică (eng.: unicast) cât și pentru cele cu trimitere multiplă (eng.: multicast). Un exemplu pentru cele dintâi este cazul unui singur utilizator rulând o secvență video de pe un sit de știri. Un exemplu pentru cel din urmă este o colecție de stații de televiziune prin cablu difuzându-și programele ca șiruri de pachete IP mai multor receptori din diverse locații. În cele ce urmează ne vom concentra pe multicast, având în vedere că unicastul este un caz particular al multicast-ului.

În numeroase aplicații multicast, grupurile își pot schimba dinamic componența, de exemplu ca participanții la o videoconferință care se plictisesc și comută pe un canal cu un serial ușurel sau pe canalul de crochet. În aceste condiții, abordarea în care emițătorii rezervă lățime de bandă în avans nu mai funcționează corespunzător, deoarece va cere fiecărui emițător să urmărească toate intrările și ieșirile celor din audiența sa. Pentru un sistem destinat transmisiilor televiziune cu milioane de abonați, nu va merge deloc.

RSVP - Protocol de rezervare a resurselor

Principalul protocol IETF pentru arhitectura serviciilor integrate este **RSVP (Resource reSerVation Protocol)**. El este descris în RFC 2205 și altele. Acest protocol este folosit pentru a face rezervări; pentru transmisia datelor sunt folosite alte protocoale. RSVP permite emițătorilor multipli să transmită spre grupuri multiple de receptori, permite fiecărui receptor să schimbe canalul la alegere și optimizează lățimea de bandă folosită, eliminând în același timp congestia.

În forma sa cea mai simplă, protocolul folosește dirijarea multicast cu arbori de acoperire, așa cum s-a discutat anterior. Fiecare grup are asociată o adresă de grup. Pentru a trimite unui grup, emițătorul pune adresa grupului în pachetele pe care le trimite. În continuare, algoritmul standard de dirijare multicast va construi un arbore de acoperire care acoperă toți membrii grupului. Algoritmul de dirijare nu este parte a RSVP. Singura diferență față de multicast-ul normal este o mică informație suplimentară distribuită periodic grupului pentru a spune ruterelor de-a lungul arborelui să mențină anumite structuri de date.

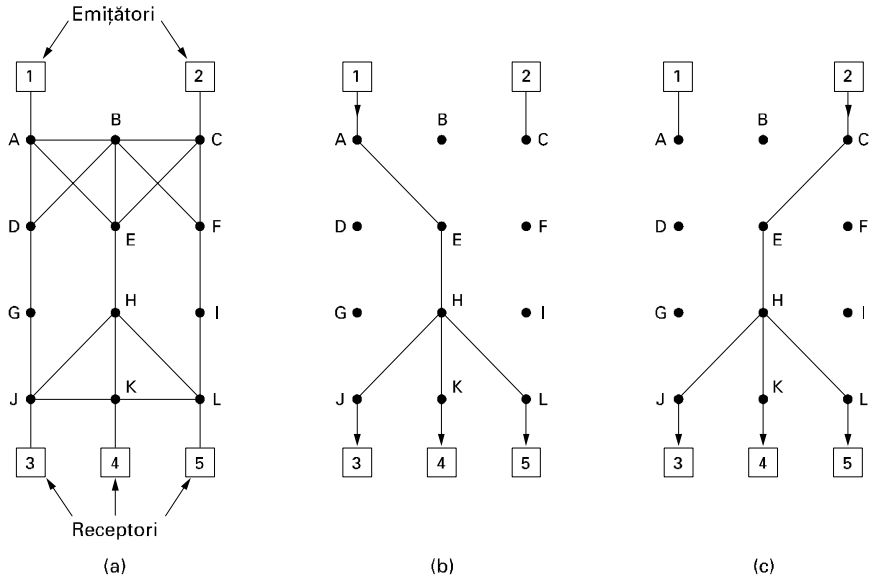


Fig. 5-37. (a) O rețea. (b) Arborele de acoperire multicast pentru calculatorul 1. (c) Arborele de acoperire multicast pentru calculatorul 2.

Ca exemplu, să considerăm rețeaua din fig. 5-37(a). Calculatoarele gazdă 1 și 2 sunt emițători multicast, iar calculatoarele gazdă 3, 4 și 5 sunt receptori multicast. În acest exemplu emițătorii și receptorii sunt disjuncți, dar în general cele două mulțimi se pot suprapune. Arborii multicast pentru mașinile 1 și 2 sunt prezentați în fig. 5-37(b), respectiv fig. 5-37(c).

Pentru a avea o recepție mai bună și pentru a elimina congestia, fiecare dintre receptorii dintr-un grup poate să trimită un mesaj de rezervare în sus pe arbore spre emițător. Mesajul este propagat folosind algoritmul căii inverse discutat anterior. La fiecare salt, ruterul notează rezervarea și rezervă lățimea de bandă necesară. Dacă lățimea de bandă este insuficientă, se raportează eroare. Atunci când mesajul ajunge la sursă, lățimea de bandă a fost rezervată pe tot drumul de la emițător spre receptorul care a făcut rezervarea de-a lungul arborelui de acoperire.

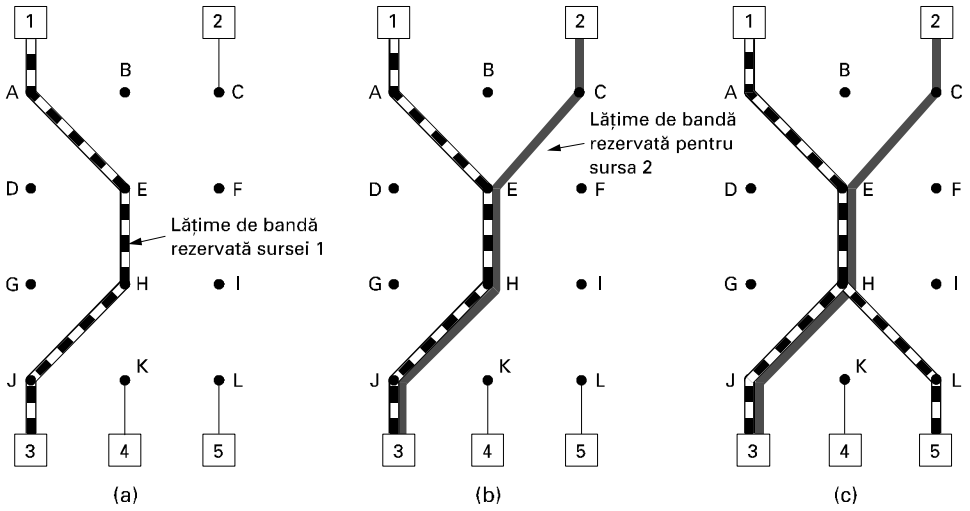


Fig. 5-38. (a) Calculatorul gazdă 3 cere un canal către calculatorul gazdă 1. (b) Calculatorul gazdă 3 cere un al doilea canal către calculatorul gazdă 2. (c) Calculatorul gazdă 5 cere un canal către calculatorul gazdă 1.

Un exemplu de astfel de rezervare este prezentat în fig. 5-38(a). Aici calculatorul gazdă 3 a cerut un canal către calculatorul gazdă 1. Odată ce acesta a fost stabilit, pachetele pot ajunge de la 1 la 3 fără congestie. Să vedem acum ce se întâmplă dacă gazda 3 rezervă și un canal către celălalt emițător, calculatorul gazdă 2, astfel încât utilizatorul să poată urmări două posturi de televiziune simultan. Se rezervă o a doua cale, așa cum se ilustrează în fig. 5-38(b). Observați că sunt necesare două canale distincte de la calculatorul gazdă 3 către ruterul *E*, deoarece se transmit două fluxuri independente.

În fine, în fig. 5-38 (c) calculatorul gazdă 5 decide să urmărească programul de televiziune transmis de 1 și face de asemenea o rezervare. Pentru început, se rezervă lățime de bandă spre ruterul *H*. Acest ruter observă că are deja o rezervare către 1, astfel încât dacă lățimea de bandă necesară a fost rezervată, nu mai trebuie să rezerve nimic. Se poate întâmpla ca 3 și 5 să ceară lățimi de bandă diferite (de exemplu, 3 are un sistem de televiziune alb-negru, astfel încât nu are nevoie de informația de culoare), caz în care capacitatea rezervată trebuie să fie suficientă pentru a satisface cererea cea mai mare.

La realizarea unei rezervări, un receptor poate (opțional) specifica una sau mai multe surse de la care vrea să recepționeze. De asemenea, el mai poate specifica dacă aceste alegeri sunt fixe pe durata rezervării sau dacă receptorul dorește să-și păstreze opțiunea de a modifica sursele ulterior. Ruterele folosesc această informație pentru a optimiza planificarea lățimii de bandă. În particular, doi receptori pot să partajeze o cale doar dacă ambii stabilesc să nu modifice sursele ulterior.

Motivul acestei strategii în cazul dinamic sută la sută este că rezervarea lățimii de bandă este decuplată de alegerea sursei. Odată ce un receptor a rezervat lățime de bandă, el poate comuta către altă sursă și să păstreze porțiunea din calea existentă care este comună cu calea către noua sursă. Când calculatorul 2 transmite mai multe fluxuri video, de exemplu, calculatorul 3 poate comuta între ele după dorință, fără a-și schimba rezervarea: ruterelor nu le pasă la ce program se uită utilizatorul.

5.4.4 Servicii diferențiate

Algoritmii bazați pe flux au potențialul de a oferi o bună calitate a serviciilor unuia sau mai multor fluxuri deoarece acestea își rezervă resursele necesare de-a lungul rutei. Totuși ei au și un dezavantaj: au nevoie să stabilească în avans caracteristicile fiecărui flux, ceea ce nu este optim în cazul în care există milioane de fluxuri. De asemenea, ei memorează caracteristicile fiecărui flux ca date interne ale ruterului, ceea ce le face vulnerabile în cazul căderii ruterului. În fine, modificările necesare codului ruterului sunt substanțiale și implică schimburi complexe de informații între rutere pentru stabilirea fluxurilor. Ca o consecință, există foarte puține implementări ale RSVP-ului sau a ceva asemănător.

Din aceste motive, IETF a propus și o abordare mai simplă a calității serviciilor, care poate fi implementată local în fiecare ruter fără inițializări prealabile și fără a implica întreaga cale. Această abordare este cunoscută sub numele de calitatea serviciilor **orientate pe clase (class-based)** (opusă abordării bazate pe flux). IETF a standardizat o arhitectură numită **servicii diferențiate** (**differentiated services**), care este descrisă în RFC-urile 2474, 2475 și altele. O vom descrie în continuare.

Serviciile diferențiate (DS) pot fi oferite de către un set de rutere care formează un domeniu administrativ (de exemplu un ISP sau telco). Administrația definește un set de clase de servicii cu regulile de rutare corespunzătoare. Dacă un client se înscrie pentru DS, pachetele clientului care intră în domeniu pot avea un câmp *Type of Service (Tipul serviciului)*, cu servicii mai bine furnizate unor clase (de exemplu serviciu premium) decât altora. Traficului dintr-o clasă i se poate cere să se conformeze unei anumite forme, cum ar fi găleata găurită cu o anumită rată decurgere. Un operator cu fler ar putea să ceară mai mult pentru fiecare pachet premium transportat sau ar putea să permită maximum N pachete premium pe lună pentru o taxă lunară suplimentară fixă. Observați că această schemă nu presupune inițializarea în avans, nici rezervarea resurselor și nici negocierea capăt-la-capăt pentru fiecare flux, care consumă timp, ca în cazul serviciilor integrate. Aceasta face ca serviciile diferențiate să fie relativ ușor de implementat.

Serviciile bazate pe clase se întâlnesc și în alte domenii. De exemplu, companiile care livrează pachete oferă de obicei servicii de tip "peste noapte", "în două zile" sau "în trei zile". Companiile aeriene oferă clasa întâi, clasa de afaceri și clasa a doua. Trenurile pe distanțe lungi oferă adeseori multiple clase de servicii. Chiar și metroul din Paris are două tipuri de servicii. Pentru pachete, clasele pot să difere, printre altele, prin valorile întârzierii, fluctuației și a probabilității pachetului de a fi aruncat la apariția unei congestii.

Pentru a evidenția diferența dintre calitatea serviciilor bazate pe flux și calitatea serviciilor bazate pe clase, să considerăm un exemplu: telefonia Internet. În cazul organizării pe flux, fiecare apel telefonic are propriile resurse și garanții. În cazul organizării pe clase, toate apelurile telefonice beneficiază de resursele rezervate pentru clasa telefoniei. Aceste resurse nu pot fi preluate de pachete din clasa transferului de fișiere sau din alte clase, dar nici un apel telefonic nu beneficiază de resurse particulare, rezervate doar pentru acesta.

Retransmitere expeditivă (Expedited Forwarding)

Alegerea claselor de servicii este la dispoziția fiecărui operator, dar, având în vedere că pachetele sunt adesea expediate între subrețele administrate de operatori diferiți, IETF lucrează la definirea unor clase de servicii independente de rețea. Cea mai simplă clasă este **retransmiterea expeditivă (expedited forwarding)**, deci vom începe cu aceasta. Descrierea ei este dată în RFC 3246.

Ideea care stă la baza retransmiterii expeditive este foarte simplă. Sunt disponibile două clase de servicii: normale și rapide (expeditive). Marea majoritate a traficului se presupune că este de tip normal, dar o mică parte se face și expeditiv. Pachetele din această clasă ar trebui să poată traversa subrețeaua ca și cum nu ar mai exista și alte pachete. O reprezentare simbolică a acestui sistem "bi-canal" este dată în fig. 5-39. Observați că există doar o singură linie fizică. Cele două canale logice din figură reprezintă o cale de a rezerva lățime de bandă și nu o a doua linie fizică.

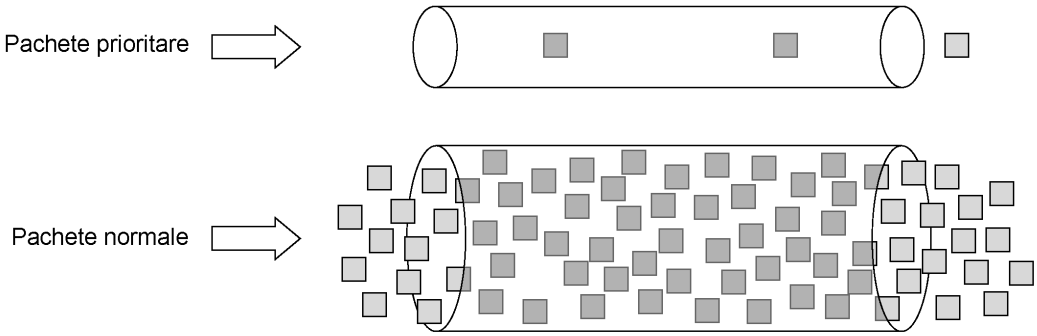


Fig. 5-39. Pachetele prioritare trec printr-o rețea cu trafic redus.

O modalitate de a implementa această strategie este de a programa ruterele astfel încât să aibă două cozi de așteptare pentru fiecare linie de ieșire, una pentru pachete prioritare și cealaltă pentru pachete normale. Când sosește un pachet este introdus în coada corespunzătoare. Planificarea pachetelor ar trebui să utilizeze ceva de genul așteptării echitabile ponderate. De exemplu, dacă 10% din trafic este de tip expeditiv și 90% de tip normal, atunci 20% din lățimea de bandă ar putea fi repartizată traficului expeditiv, iar restul traficului normal. În acest fel traficul expeditiv ar avea de două ori mai multă lățime de bandă decât îi este necesar pentru a asigura întârziere mică. Această repartizare poate fi obținută transmițând câte un pachet prioritar la fiecare patru pachete normale (presupunând că distribuția dimensiunilor pachetelor ambelor clase este similară). În acest fel se speră că pachetele prioritare nu văd subrețeaua ca fiind aglomerată, chiar dacă există o încărcare substanțială.

Rutare garantată

O metodă mai elaborată de a administra clasele de servicii este **rutarea garantată (assured forwarding)**. Descrierea acesteia se găsește în RFC 2597. Ea precizează că ar trebui să existe patru clase de priorități, fiecare cu propriile resurse. În plus definește trei probabilități de aruncare a pachetelor care sunt supuse congestiei: mică, medie și mare. Luate împreună, aceste două criterii definesc 12 clase de servicii.

Fig. 5-40 prezintă o modalitate în care pachetele ar putea fi procesate în cazul rutării garantate. Primul pas este acela de a repartiza pachetele într-una din cele patru clase de priorități. Acest pas se poate face pe calculatorul emițător (după cum se vede și din figură) sau în primul ruter. Avantajul realizării clasificării pe calculatorul gazdă care realizează transmisia este acela că are la dispoziție mai multe informații despre fiecare pachet și direcția în care se îndreaptă.

Al doilea pas este de a marca pachetele în conformitate cu clasa din care fac parte. Pentru aceasta este necesar un câmp antet. Din fericire în antetul IP este disponibil un câmp pe 8 biți numit *Tipul serviciului*, după cum vom vedea în continuare. RFC 2597 specifică faptul că șase dintre acești biți se vor folosi pentru clasa de serviciu, lăsând loc pentru codificarea claselor istorice și a celor viitoare.

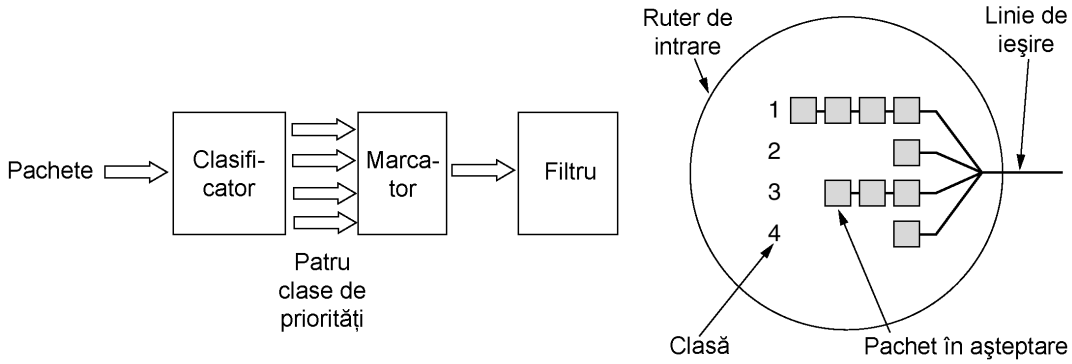


Fig. 5-40. O posibilă implementare a fluxului de date pentru rutarea garantată.

Pasul al treilea presupune trecerea pachetelor printr-un filtru (eng.: shaper/dropper filter) care ar putea întârzia sau arunca o parte dintre ele pentru a forma cele patru fluxuri într-o manieră acceptabilă, folosind de exemplu algoritmul găleții găurite sau al găleții cu jeton. Dacă sunt prea multe pachete, unele dintre ele ar putea fi aruncate în această etapă, în funcție de categoria în care au fost plasate de filtru. Sunt posibile și scheme mai elaborate care implică măsurători și reacții inverse

În acest exemplu, pașii specificați sunt efectuați pe calculatorul emițător, deci fluxul rezultat este trimis primului ruter. Merită observat faptul că acești pași pot fi efectuați de un software de rețea specializat sau chiar de către sistemul de operare, pentru a evita modificarea aplicației existente.

5.4.5 Comutarea etichetelor și MPLS

În timp ce IETF lucra la serviciile integrate și diferențiate, unii dintre vânzătorii de rutere căutau metode mai bune de rutare. Munca lor s-a axat pe adăugarea unei etichete în fața fiecărui pachet și pe efectuarea rutării mai degrabă pe baza acestei etichete decât a adresei destinație. Utilizarea etichetei ca index într-o tabelă internă a ruterului face ca găsirea liniei de ieșire corecte să se transforme într-o simplă căutare în tabel. Folosind această metodă, rutarea se poate face foarte repede iar resursele necesare pot fi rezervate pe traseu.

Bineînțeles, etichetarea fluxurilor în acest fel se apropie foarte mult de circuitele virtuale. X.25, ATM, releu de cadre (eng.: frame-relay) și toate celelalte rețele cu subrețele cu circuite virtuale pun și ele câte o etichetă (identificatorul circuitului virtual) în fiecare pachet, o caută într-o tabelă și rutarea se face pe baza intrării din tabelă. În ciuda faptului că mulți dintre membrii comunității Internet au o puternică antipatie față de rutarea orientată pe conexiune, se pare că nu se renunță la idee, de data aceasta pentru a furniza o rutare rapidă și calitatea serviciilor. Totuși există diferențe fundamentale între modul în care se ocupă Internetul de construcția rutelor și modul în care o fac rețelele orientate pe conexiune, deci în mod sigur tehnica nu este tradițională comutare de circuite.

"Noua" idee de comutare este cunoscută sub mai multe denumiri, inclusiv **comutarea etichetelor** (eng.: **label switching**) și **comutarea marcajelor** (eng.: **tag switching**). În cele din urmă, IETF a început să standardizeze ideea sub numele de **multiprotocol de comutare a etichetelor (MPLS – MultiProtocol Label Switching)**. În continuare o vom numi MPLS. Aceasta este descrisă în RFC 3031 și în multe alte RFC-uri.

Pe de altă parte, unii fac diferența între *rutare* și *comutare*. Rutarea este procesul de căutare a adresei destinație în tabel pentru a găsi unde trebuie trimis. În schimb, comutarea folosește o eti-

chetă luată dintr-un pachet ca index într-o tabelă de rutare. Aceste definiții sunt totuși departe de a fi universale.

Prima problemă care apare este unde se pune eticheta. Din moment ce pachetele IP nu au fost proiectate pentru circuite virtuale, în cadrul antetelor IP nu există nici un câmp disponibil pentru numerele circuitelor virtuale. Din acest motiv, în fața antetului IP a trebuit adăugat un nou antet MPLS. Pe o linie ruter-la-ruter folosind PPP ca protocol de încadrare, formatul cadrului, inclusiv antetele PPP, MPLS, IP și TCP, arată ca în fig. 5-41. Într-un fel, MPLS este nivelul 2.5.

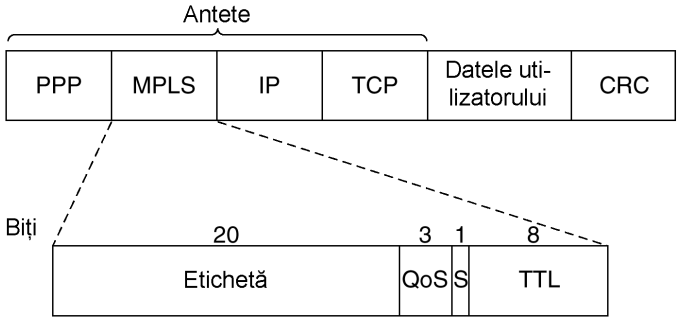


Fig. 5-41. Transmiterea unui segment TCP utilizând IP, MPLS și PPP.

Antetul generic MPLS are 4 câmpuri, dintre care cel mai important este câmpul *Etichetă (Label)* care deține indexul. Câmpul *QoS (Quality of Service; rom.: Calitatea serviciilor)* precizează clasa de servicii. Câmpul *S* se referă la memorarea mai multor etichete în rețelele ierarhice (care vor fi discutate mai târziu). Dacă ajunge la valoarea 0, pachetul este aruncat. Această facilitate previne buclarea infinită în cazul instabilității rutării.

Deoarece antetele MPLS nu fac parte din pachetul format la nivelul rețea și nici din cadrele nivelului legătură de date, MPLS reprezintă o extindere a acestor două nivele. Printre altele aceasta înseamnă că este posibilă construirea de comutatoare MPLS care să poată ruta atât pachete IP cât și celule ATM, după necesități. Această caracteristică a dus la apariția termenului "multiprotocol" din denumirea de MPLS.

Când un pachet îmbunătățit MPLS (sau o celulă) ajunge la un ruter ce suportă MPLS, eticheta este folosită ca index într-un tabel pentru a determina linia de ieșire ce va fi folosită precum și noua etichetă. Această schimbare de etichete se folosește în toate subrețelele cu circuite virtuale deoarece etichetele au doar semnificație locală și două rutere diferite pot trimite pachete care nu au legătură unul cu altul dar au aceeași etichetă unui alt ruter pentru a fi transmise pe aceeași linie de ieșire. Pentru a putea fi diferențiate la capătul celălalt, etichetele trebuie să fie remapate la fiecare salt. Am văzut cum funcționează acest mecanism în fig. 5-3. MPLS folosește aceeași tehnică.

O diferență față de circuitele virtuale tradiționale este nivelul de agregare. În mod sigur este posibil ca fiecare flux să aibă propriul set de etichete în cadrul subrețelei. Totuși se obișnuiește mai mult ca ruterele să grupeze mai multe fluxuri care au ca destinație un anumit ruter sau LAN și să folosească pentru ele o singură etichetă. Despre fluxurile care sunt grupate sub o aceeași etichetă se spune că aparțin aceleiași **Clase echivalente de rutare (FEC – Forwarding Equivalence Class)**. Această clasă acoperă nu numai pachetele care pleacă, dar și clasele lor de servicii (în sensul claselor diferențiate de servicii) deoarece toate pachetele pe care le conțin sunt tratate la fel din motive de expediere.

La rutarea tradițională de tip circuit virtual nu este posibil să se grupeze mai multe căi cu destinații diferite pe același identificator de circuit virtual, deoarece la destinația finală nu ar mai fi posibil

să se facă distincție între ele. Cu MPLS, pachetele conțin, pe lângă etichetă, și adresa lor finală de destinație, în așa fel încât, la capătul rutei etichetate, antetul poate fi eliminat și rutarea poate continua în mod obișnuit, folosind adresa de destinație a nivelului rețea.

O diferență majoră dintre MPLS și circuitele virtuale convenționale este modul în care este construită tabela de rutare. În rețelele cu circuite virtuale tradiționale, când un utilizator dorește să stabilească o conexiune, este lansat în rețea un pachet de inițializare pentru a crea calea și intrările tabelelor de rutare. MPLS nu funcționează astfel deoarece nu există fază de inițializare pentru fiecare conexiune (deoarece ar stopa prea mult din software-ul existent în Internet).

În schimb există două modalități în care pot fi create intrările tabelelor de rutare. În abordarea **bazată pe date**, **(data-driven)** atunci când un pachet ajunge la primul ruter, acesta contactează ruterul din aval, la care trebuie să ajungă pachetul, și îi cere să genereze o etichetă pentru flux. Această metodă se aplică recursiv. Practic, aceasta este crearea circuitelor virtuale la cerere.

Protocoalele care realizează această răspândire au foarte mare grijă să evite buclele. Ele folosesc adeseori tehnica numită a **firelor colorate (colored threads)**. Propagarea înapoi a unei FEC poate fi comparată cu tragerea unui fir de o singură culoare înapoi în subrețea. Dacă un ruter întâlnește o culoare pe care o are deja, el știe că există o buclă și ia măsuri pentru remedierea situației. Abordarea bazată pe date este folosită în rețelele unde sub nivelul transport se găsește ATM-ul (ca în cazul sistemului telefonic).

Cealaltă modalitate, folosită în rețele care nu sunt bazate pe ATM, este abordarea bazată pe control (eng.: **control-driven**). Ea are mai multe variante, dintre care una funcționează în felul următor. Când este pornit un ruter, verifică pentru ce rute el reprezintă destinația finală (de exemplu ce calculatoare gazdă sunt în rețeaua locală). Apoi creează una sau mai multe clase echivalente pentru acestea, alocă pentru fiecare câte o etichetă și trimite etichetele vecinilor săi. Aceștia, la rândul lor, introduc etichetele în tabelele de rutare și trimit noi etichete vecinilor lor, până când toate ruterele și-au însușit calea. De asemenea, pentru a garanta o calitate corespunzătoare a serviciilor, resursele pot fi alocate pe măsura construirii căii.

MPLS poate opera la mai multe niveluri deodată. La nivelul cel mai înalt, fiecare companie de telecomunicații poate fi privită ca un fel de metaruter, existând o cale prin metarutere de la sursă la destinație. Această cale poate folosi MPLS. Totuși, în cadrul rețelei fiecărei companii de telecomunicații poate fi folosit de asemenea MPLS, ducând la un al doilea nivel de etichetare. De fapt, un pachet poate transporta o întreagă stivă de etichete. Bitul *S* din fig. 5-41 permite unui ruter care șterge o etichetă să afle dacă au mai rămas alte etichete. Acesta are valoarea 1 pentru eticheta de la bază și 0 pentru toate celelalte etichete. În practică, această facilitate este folosită în principal la implementarea rețelelor virtuale private și a tunelelor recursive.

Deși ideile care au stat la baza MPLS-ului sunt simple, detaliile sunt extrem de complicate, cu multe variații și optimizări, așa că nu vom mai dezvolta acest subiect. Pentru mai multe informații, vezi (Davie și Rekhter, 2000; Lin et al., 2002; Pepelnjak și Guichard, 2001; și Wang, 2001).

5.5 INTERCONECTAREA REȚELELOR

Până în acest moment, am presupus implicit că există o singură rețea omogenă, în care fiecare mașină folosește același protocol la fiecare nivel. Din păcate, această presupunere este prea optimistă. Există mai multe tipuri de rețele, incluzând LAN-uri, MAN-uri și WAN-uri. La fiecare nivel se

folosesc pe larg numeroase protocoale. În secțiunile următoare vom analiza în detaliu problemele care apar când două sau mai multe rețele sunt conectate pentru a forma o **inter-rețea** (internet).

Există controverse considerabile pe tema întrebării dacă abundența actuală de tipuri de rețele este o condiție temporară, care va dispărea de îndată ce toată lumea își va da seama ce minunată este [completați cu tipul preferat de rețea], sau dacă este o caracteristică inevitabilă, dar permanentă, a lumii care va persista. Existența rețelelor de tipuri diferite înseamnă, invariabil, a avea protocoale diferite.

Credem că întotdeauna vor coexista o varietate de rețele diferite (și implicit de protocoale) din următoarele motive. În primul rând, numărul de rețele diferite instalate este mare. Aproape toate calculatoarele personale folosesc TCP/IP. Multe întreprinderi mari încă se bazează pe sisteme de calcul care folosesc SNA de la IBM. O parte importantă din companiile telefonice operează rețele ATM. Unele LAN-uri de calculatoare personale folosesc încă Novell NCP/IPX sau AppleTalk. Și, în final, în domeniul în plină dezvoltare al comunicațiilor fără fir există o mare varietate de protocoale. Această tendință va continua mult timp datorită problemelor de continuitate, noilor tehnologii și faptului că nu toți producătorii percep a fi în interesul lor posibilitatea clienților de a migra cu ușurință spre sistemul altui producător.

În al doilea rând, pe măsură ce calculatoarele și rețelele devin mai ieftine, nivelul la care se iau deciziile se mută în jos în organizație. Multe companii au o politică care stabilește că achizițiile de peste un milion de dolari trebuie să fie aprobate de conducerea superioară, achizițiile de peste 100.000 de dolari trebuie să fie aprobate de conducerea medie, dar achizițiile de până la 100.000 de dolari pot fi făcute de șefii de departamente fără nici o aprobare de mai sus. Aceasta poate duce ușor la instalarea unor stații de lucru UNIX care rulează TCP/IP în departamentul inginerie și a unor calculatoare Macintosh care folosesc AppleTalk în departamentul de marketing.

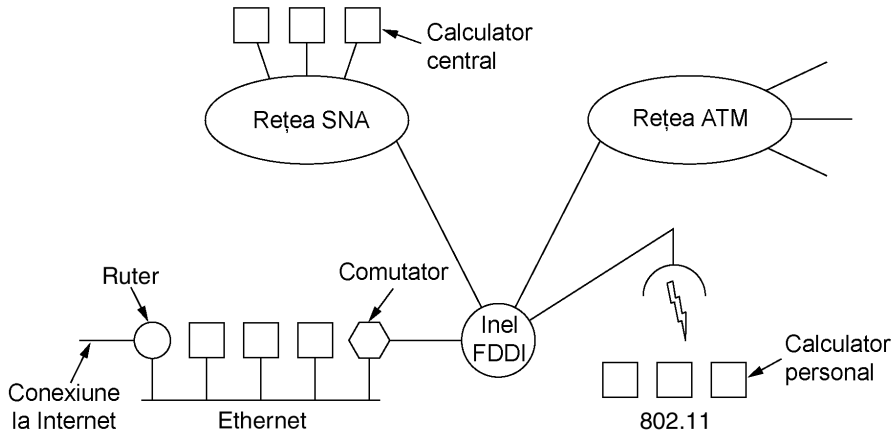


Fig. 5-42. Colecție de rețele interconectate.

În al treilea rând, rețele diferite (de exemplu ATM și fără fir) sunt bazate pe tehnologii radical diferite și nu ar trebui să surprindă că pe măsură ce apar dezvoltări hardware, se vor crea noi programe care să se potrivească cu noul hardware. De exemplu, casa medie de astăzi este asemănătoare cu biroul mediu de acum 10 ani; este plină de calculatoare care nu comunică unul cu celălalt. În viitor, ar putea fi un lucru obișnuit ca telefonul, televizorul și alte aparate electrocasnice să fie legate în rețea, pentru a permite controlul de la distanță. Această nouă tehnologie va aduce, fără dubii, noi rețele și noi protocoale.

Ca un exemplu al modului în care ar putea fi conectate rețele diferite, să considerăm exemplul din fig. 5-42. Aici vedem rețeaua unei companii cu mai multe sedii interconectate printr-o rețea ATM de mare întindere. La unul dintre sedii este folosită o coloană vertebrală (eng.: backbone) optică FDDI, prin care sunt conectate: o rețea Ethernet, un LAN fără fir 802.11 și rețeaua SNA de calculatoare centrale a centrului de date al corporației.

Scopul interconectării acestor rețele este de a permite utilizatorilor din orice rețea să comunice cu utilizatorii celorlalte rețele și de asemenea de a permite unui utilizator din orice rețea să acceseze date pe orice rețea. Realizarea acestui scop înseamnă trimiterea pachetelor dintr-o rețea în alta. Cum rețelele diferă deseori în puncte esențiale, transmiterea pachetelor dintr-o rețea în alta nu este întotdeauna ușoară, după cum vom vedea în continuare.

5.5.1 Prin ce diferă rețelele

Rețelele pot diferi în multe moduri. Unele dintre deosebiri, cum ar fi diferite tehnici de modulare sau formate de cadre, se găsesc la nivelul fizic și legătură de date. Aceste diferențe nu ne preocupă la acest nivel. În schimb, în fig. 5-43, enumerăm câteva din diferențele care pot apărea la nivelul rețea. Trecerea peste aceste diferențe face interconectarea rețelelor mult mai dificilă decât operarea într-o singură rețea.

Element	Câteva posibilități
Serviciu oferit	Orientat pe conexiuni față de cel fără conexiune
Protocol	IP, IPX, SNA, ATM, MPLS, AppleTalk etc.
Adresare	Plată (802) opusă celei ierarhice (IP)
Trimitere multiplă	Prezentă sau absentă (de asemenea, difuzarea totală)
Dimensiune pachet	Fiecare rețea își are propriul maxim
Calitatea serviciului	Poate fi prezentă sau absentă; multe tipuri diferite
Tratarea erorilor	Livrare fiabilă, ordonată sau neordonată
Controlul fluxului	Fereastră glisantă, controlul ratei, altele sau nimic
Controlul congestiei	Algoritmul găleții găurite, algoritmul găleții cu jeton, RED, pachete de șoc etc.
Securitate	Reguli de secretizare, criptare etc.
Parametri	Diferite limitări de timp, specificări ale fluxului etc.
Contabilizare	După timpul de conectare, după pachet, după octeți sau fără.

Fig. 5-43. Câteva din multele moduri în care pot diferi rețelele.

Când pachetele trimise de o sursă dintr-o rețea trebuie să tranziteze una sau mai multe rețele străine înainte de a ajunge în rețeaua destinație (care, de asemenea, poate fi diferită față de rețeaua sursă), pot apărea multe probleme la interfețele dintre rețele. Pentru început, atunci când pachetele dintr-o rețea orientată pe conexiuni trebuie să tranziteze o rețea fără conexiuni, poate interveni o reordonare a acestora, lucru la care emițătorul nu se așteaptă și căruia receptorul nu este pregătit să-i facă față. Vor fi necesare frecvente conversii de protocol, care pot fi dificile dacă funcționalitatea cerută nu poate fi exprimată. De asemenea, vor fi necesare conversii de adresă, ceea ce poate cere un sistem de catalogare. Trecerea pachetelor cu trimitere multiplă printr-o rețea care nu oferă trimitere multiplă necesită generarea de pachete separate pentru fiecare destinație.

Diferența dintre dimensiunile maxime ale pachetelor folosite de diferite rețele poate produce mari neplăceri. Cum veți trece un pachet de 8000 de octeți printr-o rețea a cărei dimensiune maximă este de 1500 de octeți? Diferențele în calitatea serviciilor sunt o problemă în momentul în care un

pachet care are constrângeri de livrare în timp real traversează o rețea care nu oferă nici o garanție de timp real.

Controlul erorilor, al fluxului și al congestiei diferă frecvent între rețele diferite. Dacă sursa și destinația așteaptă amândouă ca toate pachetele să fie livrate în ordine fără erori, dar o rețea intermediară elimină pachete ori de câte ori întrevede congestie la orizont, multe aplicații se vor comporta neprevăzut. Diferențele în ceea ce privește mecanismele de securitate, stabilirea parametrilor, regulile de contabilizare și chiar legile naționale referitoare la secrete pot, de asemenea, cauza probleme.

5.5.2 Cum pot fi conectate rețelele

Rețelele pot fi interconectate prin diferite dispozitive, așa cum s-a arătat în cap.4. Să revedem pe scurt acest material. La nivelul fizic, rețelele pot fi conectate prin repetoare sau noduri (eng.: hubs), care doar transferă biții între două rețele identice. Acestea sunt în marea lor majoritate dispozitive analogice și nu cunosc protocoalele numerice (doar regenerează semnale).

Cu un nivel mai sus întâlnim punțile și comutatoarele, care operează la nivelul legăturii de date. Acestea acceptă cadre, examinează adresele MAC și retransmit cadrele către o rețea diferită, efectuând traduceri de protocol minore, ca de exemplu de la Ethernet la FDDI sau la 802.11.

La nivelul rețea avem rutere care pot conecta două rețele. Dacă două rețele au niveluri rețea diferite, ruterul poate fi capabil să transforme formatul pachetelor, cu toate că astfel de situații sunt din ce în ce mai rare. Un ruter care poate trata mai multe protocoale este numit **ruter multiprotocol** (eng. multiprotocol router).

La nivelul transport întâlnim porți de transport, care por realiza interfața între două conexiuni de transport. De exemplu, o poartă de transport poate permite pachetelor să treacă între o rețea TCP și o rețea SNA, care are un protocol de transport diferit, făcând legătura între o conexiune TCP și o conexiune SNA.

În sfârșit, la nivelul aplicație, porțile de aplicație traduc semnificația mesajelor. De exemplu, punțile dintre poșta electronică din Internet (RFC 822) și poșta electronică X 400 trebuie să analizeze mesajele și să schimbe diferite câmpuri din antete.

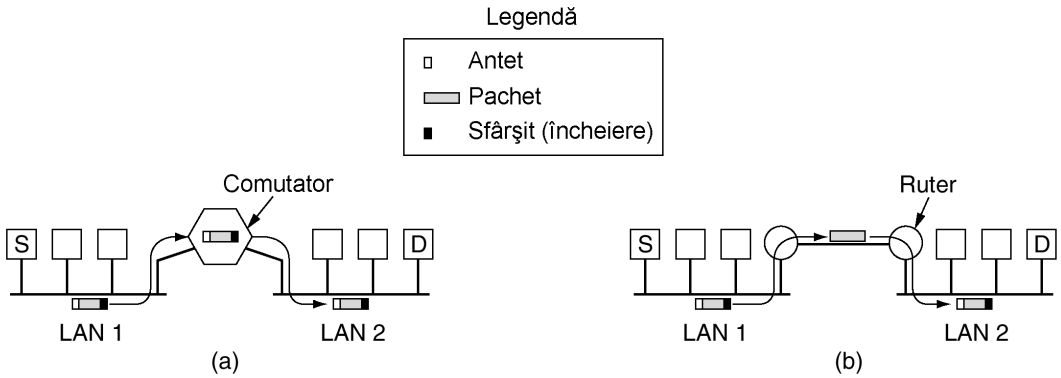


Fig. 5-44. (a) Două rețele Ethernet conectate printr-un comutator. (b) Două rețele Ethernet conectate prin rutere.

În acest capitol ne vom concentra pe interconectarea rețelelor la nivelul rețea. Pentru a vedea prin ce diferă de comutarea la nivelul legăturii de date, să examinăm fig. 5-44. În fig. 5-44(a) mașina

sursă, *S*, dorește să trimită un pachet mașinii destinație, *D*. Aceste mașini se află în rețele Ethernet diferite, conectate printr-un comutator. *S* încapsulează pachetul într-un cadru și îl trimite spre destinație. Cadrul ajunge la comutator, care determină, analizând adresa MAC, destinația cadrului, reprezentată de LAN 2. Comutatorul nu face decât să preia cadrul din LAN 1 și să îl pună pe LAN 2.

Să considerăm acum aceeași situație, dar cu două rețele Ethernet conectate printr-o pereche de rutere, în loc de comutator. Ruterele sunt conectate printr-o linie punct-la-punct, posibil o linie închiriată de mai mulți kilometri lungime. Acum cadrul este preluat de ruter, iar pachetul este extras din câmpul de date al cadrului. Ruterul examinează adresa din pachet (de exemplu o adresă IP) și o caută în tabela sa de rutare. Pe baza acestei adrese decide să trimită pachetul la ruterul aflat la distanță, eventual încapsulat într-un alt tip de cadru, în funcție de protocolul liniei. La celălalt capăt pachetul este pus în câmpul de date al unui cadru Ethernet și este depus pe LAN 2.

O diferență esențială între cazul cu comutator (sau punte) și cazul cu rutere este următoarea. În cazul cu comutator (sau punte) este transportat întregul cadru, pe baza adresei MAC. În cazul unui ruter pachetul este extras din cadru, iar adresa din pachet este utilizată pentru a decide unde să fie trimis. Comutatoarele nu trebuie să înțeleagă protocolul nivelului rețea, dar ruterele da.

5.5.3 Circuite virtuale concatenate

Sunt posibile două stiluri de interconectare a rețelelor: o concatenare orientată pe conexiuni a subrețelelor cu circuite virtuale și un stil datagrame inter-rețea. Vom examina pe rând aceste variante, dar înainte de aceasta, un avertisment. În trecut, marea majoritate a rețelelor (publice) erau orientate pe conexiune (și releul de cadre, SNA, 802.16 și ATM încă sunt). Apoi, odată cu acceptarea rapidă a Internetului, datagramele au venit la modă. Totuși ar fi o greșeală să credem că datagramele vor fi folosite la nesfârșit. În acest domeniu singurul lucru etern este schimbarea. Odată cu creșterea importanței rețelelor multimedia, este probabil ca orientarea pe conexiune să revină într-o formă sau alta, deoarece este mai ușor să se garanteze calitatea serviciului cu conexiuni, decât fără ele. De aceea în continuare vom dedica spațiu orientării pe conexiune.

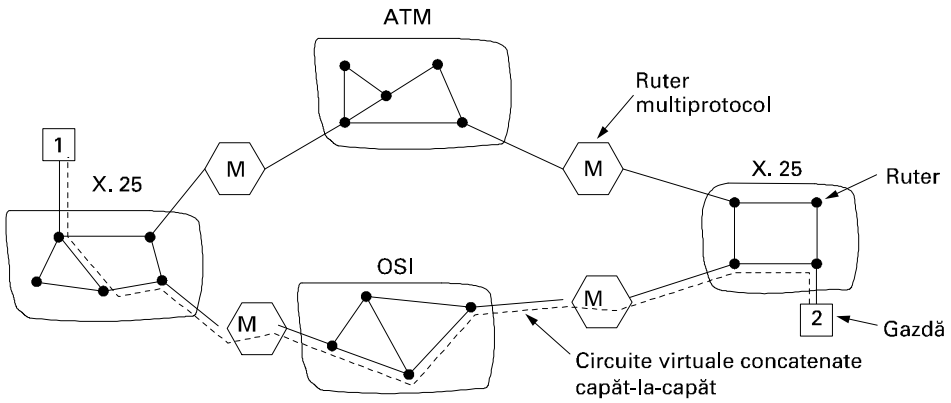


Fig. 5-45. Interconectarea rețelelor folosind circuite virtuale concatenate.

În modelul circuitelor virtuale concatenate, arătat în fig. 5-45, o conexiune către o gazdă dintr-o rețea îndepărtată este stabilită într-un mod similar cu modul în care sunt stabilite conexiunile în cazul normal. Subrețeaua observă că destinația este îndepărtată și construiește un circuit virtual spre

ruterul aflat cel mai aproape de rețeaua destinație. Apoi construiește un circuit virtual de la acel ruter la o **poartă** externă (un ruter multiprotocol). Această poartă înregistrează existența circuitului virtual în tabelele sale și continuă să construiască un alt circuit virtual către un ruter din următoarea subrețea. Acest proces continuă până când se ajunge la gazda destinație.

O dată ce pachetele de date încep să circule de-a lungul căii, fiecare poartă retransmite pachetele primite, făcând, după nevoie, conversia între formatele pachetelor și numerele de circuite virtuale. Evident, toate pachetele de date trebuie să traverseze aceeași secvență de porți, deci ajung în ordine.

Caracteristica esențială a acestei abordări este că se stabilește o secvență de circuite virtuale de la sursă, prin una sau mai multe porți, până la destinație. Fiecare poartă menține tabele spunând ce circuite virtuale o traversează, unde vor fi dirijate și care este numărul noului circuit virtual.

Această schemă funcționează cel mai bine atunci când toate rețelele au, în mare, aceleași proprietăți. De exemplu, dacă toate garantează livrarea sigură a pachetelor de la nivelul rețea, atunci, exceptând un accident de-a lungul căii, fluxul de la sursă la destinație va fi de asemenea sigur. Similar, dacă nici una din ele nu garantează livrarea sigură, atunci concatenarea circuitelor virtuale nu este nici ea sigură. Pe de altă parte, dacă mașina sursă este într-o rețea care garantează livrarea sigură, dar una din rețelele intermediare poate pierde pachete, concatenarea schimbă fundamental natura serviciului.

Circuitele virtuale concatenate sunt, de asemenea, uzuale la nivelul transport. În particular, este posibil să se construiască o conductă de biți folosind, să spunem, SNA, care se termină într-o poartă și având o conexiune TCP de la această poartă la poarta următoare. În acest mod, un circuit virtual capăt-la-capăt poate fi construit acoperind diferite rețele și protocoale.

5.5.4 Interconectarea rețelelor fără conexiuni

Modelul alternativ de interconectare este modelul datagramă, prezentat în fig. 5-46. În acest model, singurul serviciu pe care nivelul rețea îl oferă nivelului transport este capacitatea de a injecta datagrame în subrețea în speranța că totul va merge bine. Nu există nici o noțiune de circuit virtual la nivelul rețea și uitați de concatenarea lor. Acest model nu necesită ca toate pachetele care aparțin unei conexiuni să traverseze aceeași secvență de porți. În fig. 5–46 sunt ilustrate datagramele de la gazda 1 pentru gazda 2, care urmează rute diferite prin rețeaua de interconectare. O decizie de dirijare este luată separat pentru fiecare pachet, eventual în funcție de traficul din momentul în care este trimis pachetul. Această strategie poate utiliza rute multiple și atinge astfel o capacitate mai mare decât modelul circuitelor virtuale concatenate. Pe de altă parte, nu există nici o garanție că pachetele ajung la destinație în ordine, presupunând că vor ajunge.

Modelul din fig. 5-46 nu este așa de simplu precum pare. Pe de o parte, dacă fiecare rețea are propriul protocol de nivel rețea, nu este posibil ca un pachet dintr-o rețea să tranziteze alta. Se pot imagina rutere multiprotocol care încearcă să convertească dintr-un format în altul, dar, în afara cazului în care cele două formate sunt strâns înrudite având aceleași câmpuri de informație, aceste conversii vor fi incomplete și deseori sortite eșecului. Din acest motiv, arareori se încearcă conversii.

O a doua problemă și mai serioasă este adresarea. Să ne imaginăm un caz simplu: o gazdă din Internet încearcă să trimită un pachet IP către o gazdă dintr-o rețea adiacentă SNA. Adresele IP și SNA sunt diferite. Ar trebui stabilită o corespondență între adresele IP și SNA și invers. În plus, ceea ce se poate adresa este diferit. În IP, gazdele (de fapt plăcile de interfață) au adrese. În SNA, pot avea adrese și alte entități în afară de gazde (de exemplu echipamente hardware). În cel mai bun caz, cineva ar trebui să mențină o bază de date a tuturor corespondențelor, dar ar fi o sursă constantă de necazuri.

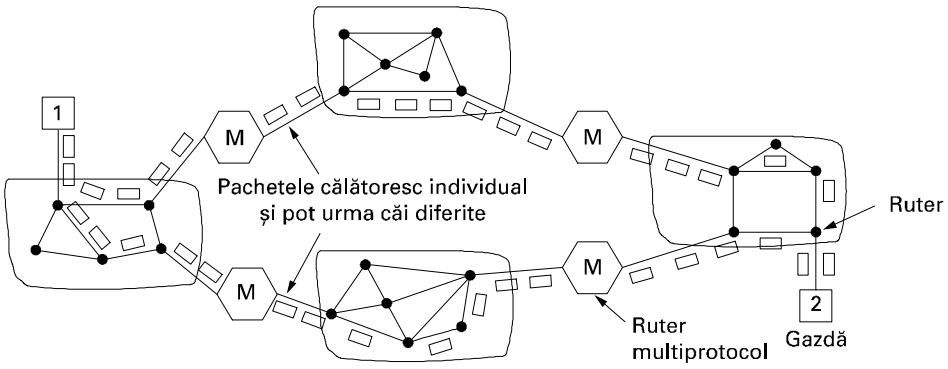


Fig. 5-46. O interconectare fără conexiuni.

O altă idee este de a proiecta un pachet universal „inter-rețea” și a obliga toate ruterele să-l recunoască. Această abordare este, de fapt, chiar IP-ul - un pachet proiectat ca să fie purtat prin mai multe rețele. Bineînțeles se poate întâmpla ca IPv4 (protocolul actual din Internet) să scoată de pe piață toate celelalte protocoale, IPv6 (viitorul protocol Internet) să nu prindă și să nu mai fie inventat nimic nou, dar istoria sugerează altceva. Este dificil ca toată lumea să fie de acord cu un singur format, atunci când companiile consideră că este în interesul lor să aibă formate proprii pe care să le controleze.

Să recapitulăm pe scurt cele două moduri prin care se poate aborda interconectarea rețelelor. Modelul circuitelor virtuale concatenate are, în esență, aceleași avantaje ca folosirea circuitelor virtuale într-o singură subrețea: zonele tampon pot fi rezervate în prealabil, poate fi garantată secvențialitatea, pot fi folosite antete scurte, iar necazurile cauzate de pachetele duplicate întârziate pot fi evitate.

El are, de asemenea, și dezavantaje: spațiul în tabele necesar în fiecare ruter pentru fiecare conexiune deschisă, lipsa unei dirijări alternative pentru a evita zonele congestionate și vulnerabilitatea la defectarea ruterelor de pe parcurs. De asemenea, are dezavantajul de a fi dificil, dacă nu imposibil, de implementat în cazul în care una din rețelele implicate este rețea nesigură de tip datagramă.

Proprietățile abordării interconectării rețelelor prin datagrame sunt în mare parte aceleași ca și cele ale subrețelelor de tip datagramă: potențial de congestionare mai mare, dar de asemenea potențial mai mare de adaptare la congestionări, robustețe în cazul defectării ruterelor și lungime mai mare necesară pentru antete. Într-o inter-rețea sunt posibili diferiți algoritmi de dirijare adaptivă, așa cum sunt în cadrul unei singure rețele de tip datagramă. Un avantaj major al abordării interconectării rețelelor prin datagrame este că aceasta poate fi folosită peste subrețele care nu folosesc circuite virtuale în interior. Multe LAN-uri, rețele mobile (de exemplu flotele aeriene și navale) și chiar unele WAN-uri intră în această categorie. Când o inter-rețea include una dintre acestea, apar probleme serioase dacă strategia de interconectare a rețelelor este bazată pe circuite virtuale.

5.5.5 Trecerea prin tunel

Rezolvarea cazului general de interconectare a două rețele diferite este extrem de dificilă. Cu toate acestea, există un caz special uzual care este gestionabil. Acest caz apare când gazdele sursă și destinație sunt în același tip de rețea, dar între ele există o rețea diferită. Ca exemplu, gândiți-vă la o bancă internațională cu o rețea TCP/IP bazată pe Ethernet la Paris, o rețea TCP/IP bazată pe Ethernet la Londra și o rețea non-IP de mare întindere (de exemplu ATM), așa cum este prezentat în fig. 5-47.

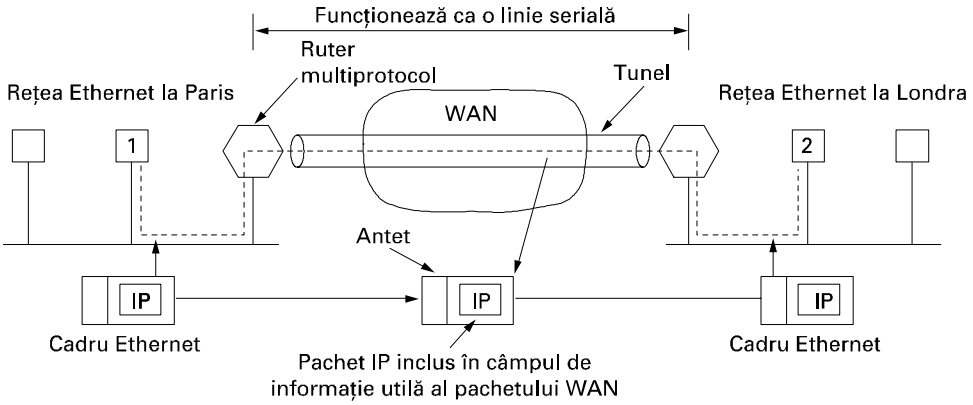


Fig. 5-47. Utilizarea tunelului pentru un pachet trimis de la Paris la Londra.

Soluția acestei probleme este o tehnică numită **trecerea prin tunele**. Pentru a trimite un pachet IP la gazda 2, gazda 1 construiește pachetul conținând adresa IP a gazdei 2, îl inserează într-un cadru Ethernet adresat ruterului multiprotocol parizian și apoi îl trimite în rețeaua Ethernet. Când ruterul multiprotocol primește cadrul, extrage pachetul IP, îl inserează în câmpul informație utilă al pachetului de nivel rețea WAN, pachet pe care îl adresează cu adresa ruterului multiprotocol londonez. Când ajunge acolo, ruterul londonez extrage pachetul IP și îl trimite gazdei 2 în interiorul unui cadru Ethernet.

WAN-ul poate fi văzut ca un mare tunel ce se întinde de la un ruter multiprotocol la altul. Pachetul IP doar traversează tunelul de la un capăt la altul, așezat confortabil în frumosul său lăcaș. El nu trebuie să aibă deloc grijă de comportarea la nivel WAN. Și nici gazdele din oricare Ethernet. Numai ruterul multiprotocol trebuie să înțeleagă și pachete IP și WAN. Ca rezultat, întreaga distanță de la mijlocul unui ruter multiprotocol până la mijlocul celuilalt acționează ca o linie serială.

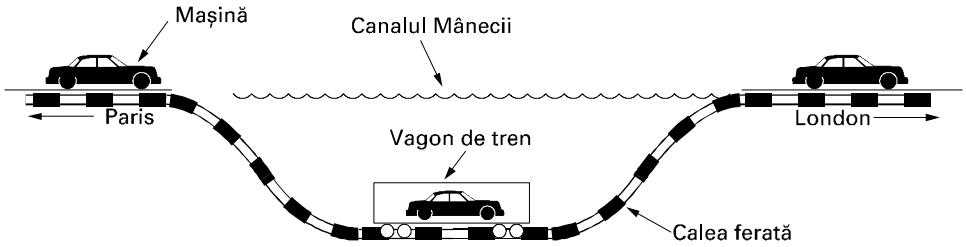


Fig. 5-48. Trecerea unui automobil din Franța în Anglia, prin tunel.

O analogie poate face utilizarea tunelelor mai clară. Considerați o persoană conducând mașina de la Paris la Londra. În Franța, mașina se deplasează sub acțiunea propriei puteri, dar când ajunge la Canalul Mânecii, este încărcată într-un tren de mare viteză și transportată în Anglia prin Chunnel[6] (mașinile nu pot circula prin Chunnel). Efectiv, mașina este purtată ca informație utilă, așa cum este prezentat în fig. 5-48. La capătul englez, mașina este eliberată pe drumurile engleze și continuă să se

[6] N.T. Chunnel, ce provine de la Channel (canal) și Tunnel (tunel) este denumirea dată în engleză tunelului de sub Canalul Mânecii.

deplaseze, din nou cu propria putere. Utilizarea tunelelor printr-o rețea necunoscută funcționează în același mod.

5.5.6 Dirijarea în rețele interconectate

Dirijarea printr-o rețea interconectată este similară cu dirijarea într-o singură subrețea, dar cu câteva complicații în plus. Să considerăm, de exemplu, interconectarea rețelelor din fig. 5-49(a) în care cinci rețele sunt conectate prin șase rutere (posibil multiprotocol). Crearea unui graf ca model al acestei situații este complicată de faptul că fiecare ruter poate accesa direct (mai clar, poate trimite pachete la) orice alt ruter conectat la orice rețea cu care este conectat. De exemplu, B din fig. 5-49(a) poate accesa direct A și C prin rețeaua 2 și de asemenea D prin rețeaua 3. Aceasta duce la graful din fig. 5-49(b).

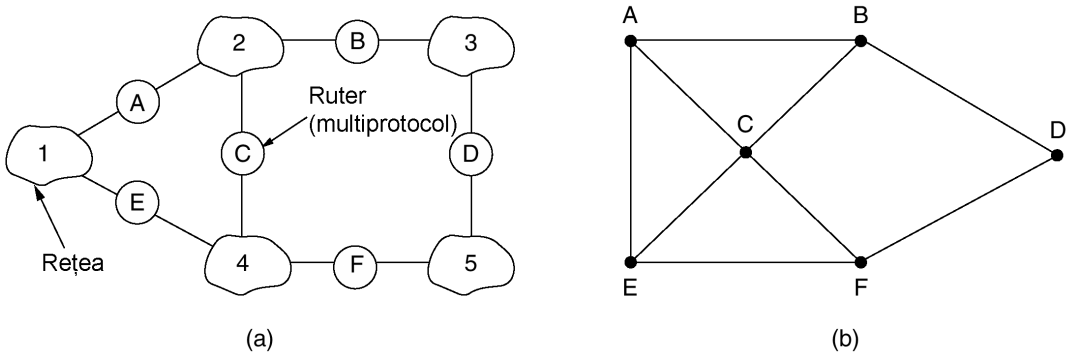


Fig. 5-49. (a) O interconectare de rețele. (b) Un graf al interconectării rețelelor.

O dată ce graful a fost construit, pe mulțimea de rutere multiprotocol pot fi aplicați algoritmii de dirijare cunoscuți, cum ar fi algoritmii de tip vectori distanță sau bazați pe starea legăturii. Aceasta duce la un algoritm de dirijare în doi pași: în interiorul fiecărei rețele se folosește un **protocol de poartă interioară (internal gateway protocol)**, dar între rețele se folosește un **protocol de poartă exterioară (exterior gateway protocol)** („poartă" este un termen mai vechi pentru „ruter„). De fapt, din moment ce fiecare rețea este independentă, ele pot folosi algoritmi diferiți. Deoarece fiecare rețea dintr-o interconectare de rețele este independentă de toate celelalte, este deseori referită ca un **sistem autonom (autonomous system-AS)**.

Un pachet tipic inter-rețele pornește din LAN-ul său adresat ruterului multiprotocol local (în antetul nivelului MAC). După ce ajunge acolo, codul de la nivelul rețea decide cărui ruter multiprotocol să-i trimită pachetul, folosind propriile tabele de dirijare. Dacă la acel ruter se poate ajunge folosind protocolul de rețea nativ al pachetului, atunci este trimis direct acelui ruter. Altfel, este trimis utilizând tunele, încapsulat în protocolul cerut de rețeaua intermediară. Acest proces este repetat până când pachetul ajunge în rețeaua destinație.

Una din diferențele dintre dirijarea inter-rețele și dirijarea intra-rețele este că dirijarea inter-rețele poate necesita deseori traversarea granițelor internaționale. Intră în joc legi diferite, cum ar fi legile suedeze despre secretul strict care se referă la exportarea din Suedia de date personale referitoare la cetățenii suedezi. Un alt exemplu este legea canadiană care spune că traficul de date care pornește din Canada și se termină în Canada nu poate părăsi țara. Această lege înseamnă că traficul

din Windsor, Ontario spre Vancouver nu poate fi dirijat prin apropiatul Detroit, chiar dacă această rută este cea mai rapidă și cea mai ieftină.

O altă diferență între dirijarea internă și cea externă este costul. Într-o singură rețea, se aplică în mod normal un singur algoritm de taxare. Cu toate acestea, diferite rețele pot avea administrații diferite și o cale poate fi mai ieftină decât alta. Similar, calitatea serviciului oferit de rețele diferite poate fi diferită și acesta poate fi un motiv pentru alegerea unei căi în defavoarea alteia.

5.5.7 Fragmentarea

Fiecare rețea impune o anumită dimensiune maximă pentru pachetele sale. Aceste limite au diferite cauze, printre care:

1. Hardware (de exemplu, dimensiunea unui cadru Ethernet).
2. Sistemul de operare (de exemplu, toate zonele tampon au 512 octeți).
3. Protocoale (de exemplu, numărul de biți din câmpul lungime al pachetului).
4. Concordanța cu unele standarde (inter)naționale.
5. Dorința de a reduce la un anumit nivel retransmisiile provocate de erori.
6. Dorința de a preveni ocuparea îndelungată a canalului de către un singur pachet.

Rezultatul tuturor acestor factori este că proiectanții de rețele nu au libertatea de a alege dimensiunea maximă a pachetelor oricum ar dori. Informația utilă maximă variază de la 8 octeți (celulele ATM) la 65515 octeți (pachetele IP), cu toate că dimensiunea pachetelor la nivelurile mai înalte este deseori mai mare.

O problemă evidentă apare când un pachet mare vrea să traverseze o rețea în care dimensiunea maximă a pachetului este prea mică. O soluție este să ne asigurăm din capul locului că problema nu apare. Cu alte cuvinte, inter-rețeaua trebuie să utilizeze un algoritm de dirijare care evită transmiterea pachetelor prin rețele în care pachetele nu pot fi manevrate. Cu toate acestea, această soluție nu este de fapt nici o soluție. Ce se întâmplă dacă pachetul sursă original este prea mare pentru a fi manevrat de rețeaua destinație? Algoritmul de dirijare nu are cum să evite destinația.

În esență, singura soluție a problemei este de a permite porților să spargă pachetele în **fragmente**, trimițând fiecare pachet ca un pachet inter-rețea separat. Cu toate acestea, așa cum știe orice părinte al unui copil mic, convertirea unui obiect mare în fragmente mici este considerabil mai ușoară decât procesul invers. (Fizicienii au dat chiar un nume acestui efect: legea a doua a termodinamicii.) Rețelele cu comutare de pachete au, de asemenea, probleme în îmbinarea fragmentelor.

Există două strategii opuse pentru reconstituirea pachetului original din fragmente. Prima strategie este de a face fragmentarea cauzată de o rețea cu „pachete mici” transparentă pentru toate rețelele succesive prin care pachetul trebuie să treacă pe calea către destinația finală. Această opțiune este prezentată în fig. 5-50(a). În această strategie, rețeaua cu pachete mici are porți (cel mai probabil, rutere specializate) către celelalte rețele. Când un pachet supradimensionat ajunge la poartă, poarta îl sparge în fragmente. Fiecare fragment este adresat aceleiași porți de ieșire, unde piesele sunt recombinate. În acest mod, trecerea printr-o rețea cu pachete mici a devenit transparentă. Rețelele următoare nici măcar nu sunt conștiente de fragmentarea făcută. Rețelele ATM, de exemplu, au hardware special pentru a oferi fragmentarea transparentă a pachetelor în celule și apoi reasamblarea celulelor în pachete. În lumea ATM, fragmentarea este numită segmentare; conceptul este același, dar diferă unele detalii.

Fragmentarea transparentă este simplă, dar are câteva probleme. Un motiv este că poarta de ieșire trebuie să știe când a primit toate piesele, așa încât în fiecare pachet trebuie inclus fie un câmp contor, fie un bit „sfârșit-de-pachet„. Un alt motiv este că toate pachetele trebuie să iasă prin aceeași poartă. Performanțele se pot degrada nepermițând ca unele pachete să urmărească o cale către destinația finală și alte pachete o cale diferită. O ultimă problemă este timpul suplimentar necesar pentru reasamblarea și apoi refragmentarea repetată a unui pachet mare care traversează o serie de rețele cu pachete mici. ATM necesită fragmentare transparentă.

Cealaltă strategie de fragmentare este de a nu recombina fragmentele la nici o poartă intermediară. O dată ce un pachet a fost fragmentat, fiecare fragment este tratat ca și cum ar fi un pachet original. Toate fragmentele sunt trecute printr-o poartă (sau porți) de ieșire, așa cum se arată în fig. 5-50(b). Recombinarea are loc doar la gazda destinație. Așa funcționează IP-ul.

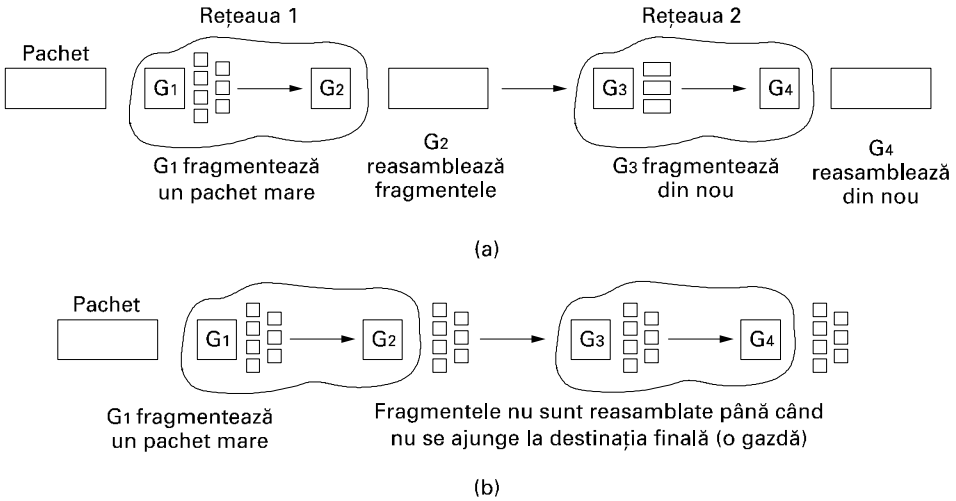


Fig. 5-50. (a) Fragmentare transparentă. (b) Fragmentare netransparentă.

Fragmentarea netransparentă are, de asemenea, unele probleme. De exemplu, necesită ca fiecare gazdă să fie capabilă să facă reasamblarea. Încă o problemă este că atunci când se fragmentează un pachet mare, supraîncărcarea crește, deoarece fiecare fragment trebuie să aibă un antet. Pe câtă vreme în prima metodă această supraîncărcare dispare de îndată ce se iese din rețeaua cu pachete mici, în această metodă supraîncărcarea rămâne pentru restul călătoriei. Cu toate acestea, un avantaj al acestei metode este că se pot folosi mai multe porți de ieșire și se pot obține performanțe mai bune. Desigur, dacă se folosește modelul circuitelor virtuale concatenate, acest avantaj nu este de nici un folos.

Când un pachet este fragmentat, fragmentele trebuie numerotate astfel încât șirul inițial de date să poată fi reconstituit. O metodă de numerotare a fragmentelor este bazată pe un arbore. Dacă pachetul 0 trebuie descompus, bucățile sunt numite 0.0, 0.1, 0.2 etc. Dacă aceste fragmente trebuie la rândul lor, să fie fragmentate mai târziu, bucățile sunt numerotate 0.0.0, 0.0.1, 0.0.2, ..., 0.1.0, 0.1.1, 0.1.2 etc. Dacă în antet au fost rezervate suficiente câmpuri pentru cel mai rău caz și nu sunt generate duplicate în altă parte, această schemă este suficientă pentru a asigura că toate bucățile pot fi corect reasamblate la destinație, neavând importanță ordinea în care ajung.

Cu toate acestea, dacă o singură rețea pierde sau elimină pachete, apare necesitatea unor retransmisii capăt-la-capăt, cu efecte nefericite pentru schema de numerotare. Să presupunem că un pa-

chet de 1024 biți este inițial fragmentat în patru fragmente de dimensiune egală, 0.0, 0.1, 0.2 și 0.3. Fragmentul 0.1 este pierdut, dar toate celelalte părți ajung la destinație. În cele din urmă, la sursă apare o depășire de timp și aceasta retransmite pachetul original. Numai că de această dată intervine legea lui Murphy și calea trece printr-o rețea cu limita de 512 octeți, deci sunt generate două fragmente. Când noul fragment 0.1 ajunge la destinație, receptorul va considera că toate cele patru bucăți au ajuns și va reconstrui pachetul incorect.

Un sistem de numerotare diferit (și mai bun) este ca protocolul de interconectare a rețelelor să definească o dimensiune de fragment elementar suficient de mică ca fragmentul elementar să poată trece prin orice rețea. Când un pachet este fragmentat, toate bucățile sunt egale cu dimensiunea fragmentului elementar, cu excepția ultimului, care poate fi mai scurt. Un pachet inter-rețea poate conține mai multe fragmente, din motive de eficiență. Antetul inter-rețea trebuie să ofere numărul original al pachetului și numărul fragmentului (sau primului fragment) elementar conținut în pachet. Ca de obicei, trebuie să existe un bit care să indice că ultimul fragment elementar conținut în pachetul inter-rețea este ultimul din pachetul original.

Această abordare necesită două câmpuri de secvență în antetul inter-rețea: numărul pachetului original și numărul fragmentului. Există clar un compromis între dimensiunea fragmentului elementar și numărul de biți din numărul fragmentului. Deoarece dimensiunea fragmentului elementar este presupusă a fi acceptabilă pentru toate rețelele, fragmentările ulterioare ale unui pachet inter-rețea conținând câteva fragmente nu cauzează probleme. În acest caz, limita extremă este reprezentată de un fragment elementar de un bit sau octet, numărul de fragment fiind reprezentat de deplasamentul bitului sau octetului în cadrul pachetului original, așa cum se arată în fig. 5-51.

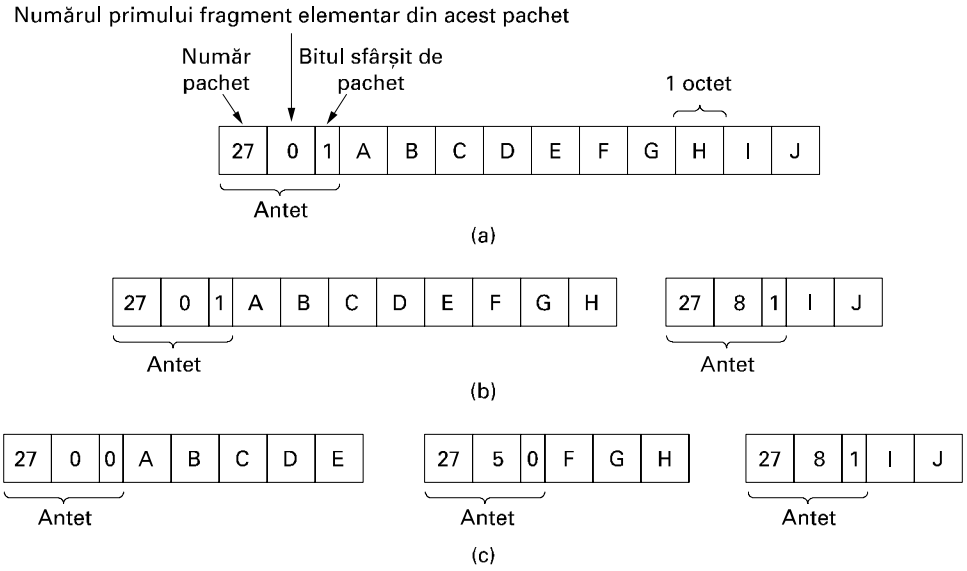


Fig. 5-51. Fragmentarea când dimensiunea datelor elementare este 1 octet. (a) Pachetul original, conținând 10 octeți de date. (b) Fragmente după trecerea printr-o rețea cu dimensiunea maximă a pachetului de 8 octeți. (c) Fragmente după trecerea printr-o poartă cu dimensiunea de 5.

Unele protocoale inter-rețea extind această metodă și consideră întreaga transmisie pe un circuit virtual ca fiind un pachet gigant, așa încât fiecare fragment conține numărul absolut de octet al primului octet din fragment.

5.6 NIVELUL REȚEA ÎN INTERNET

Înainte de a intra în detaliile nivelului rețea din Internet merită studiate principiile care au ghidat proiectarea lui în trecut și l-au făcut succesul care este astăzi. În ziua de azi, în prea multe cazuri oamenii par să le fi uitat. Aceste principii sunt enumerate și discutate în RFC 1958, care merită citit (și ar trebui să fie obligatoriu pentru toți proiectanții de protocoale – cu un examen final la sfârșit). Acest RFC se bazează în mare parte pe idei care se găsesc în (Clark, 19 și Saltzer, 1984). Vom rezuma ceea ce considerăm a fi cele 10 principii (de la cel mai important la cel mai puțin important).

1. **Fiți siguri că funcționează**. Nu finalizați proiectarea sau standardul până când mai multe prototipuri nu au comunicat cu succes unele cu altele. De prea multe ori proiectanții întâi scriu un standard de 1000 de pagini, primesc aprobarea pentru el și apoi descoperă că acest standard este eronat și nu funcționează. Apoi scriu versiunea 1.1 a standardului. Nu așa se face.
2. **Menține-l simplu**. Când există îndoieli, folosiți soluția mai simplă. William de Occam a enunțat acest principiu (briciul lui Occam) în secolul al 14-lea. Reformulat în termeni moderni: împotriviți-vă caracteristicilor suplimentare. Dacă o caracteristică nu este absolut necesară, nu o includeți, mai ales dacă același efect poate fi obținut prin combinarea altor caracteristici.
3. **Faceți alegeri clare**. Dacă există mai multe moduri de a realiza același lucru, alegeți unul. A avea două sau mai multe moduri de a rezolva un lucru înseamnă să se caute necazul cu lumânarea. Standardele conțin de obicei multe opțiuni sau moduri sau parametri pentru că anumite grupări importante susțin că modul lor este cel mai bun. Proiectanții ar trebui să reziste la această tendință. Spuneți nu.
4. **Exploatați modularitatea**. Acest principiu conduce direct la ideea de a avea stive de protocoale, fiecare nivel fiind independent de toate celelalte. În acest mod, dacă circumstanțele cer ca un modul sau nivel să fie schimbat, celelalte nu vor fi afectate.
5. **Așteptați-vă la medii eterogene**. În orice rețea mare vor apărea diferite tipuri de hardware, posibilități de transmisie și aplicații. Pentru a le trata pe toate, proiectarea rețelei trebuie să fie simplă, generală și flexibilă.
6. **Evitați opțiuni sau parametri statici**. Dacă un parametru nu poate fi evitat (de exemplu dimensiunea maximă a unui pachet), este mai bine ca transmițătorul și receptorul să negocieze o valoare decât să se definească valori fixe.
7. **Căutați o proiectare bună; nu este necesar să fie perfectă**. Deseori proiectanții au un proiect bun care nu poate trata un caz mai ciudat. Decât să strice tot proiectul, proiectanții ar trebui să-l păstreze și să transfere povara rezolvării acelui caz celor cu cerințe ciudate.

8. **Fiți stricți atunci când trimiteți și toleranți atunci când recepționați**. Cu alte cuvinte, trimiteți numai pachete care sunt în deplină conformitate cu standardul, dar așteptați-vă ca pachetele recepționate să nu fie în deplină conformitate cu standardul și încercați să le folosiți.
9. **Gândiți-vă la scalabilitate**. Dacă sistemul trebuie să suporte milioane de gazde și efectiv miliarde de utilizatori, nu se poate accepta nici un fel de bază de date centralizată, iar încărcarea trebuie distribuită cât mai uniform posibil folosind resursele disponibile.
10. **Luați în considerare performanțele și costurile**. Dacă o rețea are performanțe slabe sau prețuri exorbitante, nu o va folosi nimeni.

Să lăsăm acum principiile generale și să începem să studiem detaliile nivelului rețea din Internet. La nivelul rețea, Internet-ul poate fi văzut ca o colecție de subrețele sau **sisteme autonome** (eng.: **Autonomous Systems** - **AS**) care sunt interconectate. Nu există o structură reală, dar există câteva coloane vertebrale majore. Acestea sunt construite din linii de înaltă capacitate și rutere rapide. La coloanele vertebrale sunt atașate rețelele regionale (de nivel mediu), iar la aceste rețele regionale sunt atașate LAN-urile din multe universități, companii și furnizori de servicii Internet. O schiță a acestei organizări cvasi-ierarhice este dată în fig. 5-52.

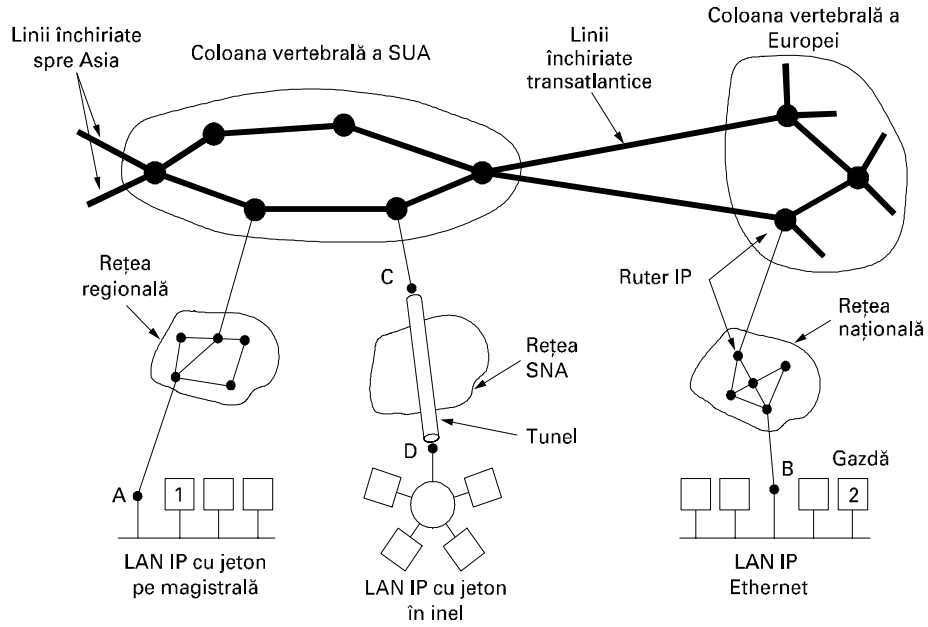


Fig. 5-52. Internet-ul este o colecție de multe rețele interconectate.

Liantul care ține Internet-ul la un loc este protocolul de nivel rețea, numit **IP** (**Internet Protocol** - protocolul Internet). Spre deosebire de protocoalele mai vechi de nivel rețea, acesta a fost proiectat de la început având în vedere interconectarea rețelelor. O metodă bună de a gândi nivelul rețea este aceasta. Sarcina lui este de a oferi cel mai bun mod posibil (adică negarantat) de a transporta datagrame de la sursă la destinație, fără a ține seama dacă aceste mașini sunt sau nu în aceeași rețea sau dacă între ele există sau nu alte rețele.

Comunicația în Internet funcționează după cum urmează. Nivelul transport preia șiruri de date și le sparge în datagrame. În teorie, datagramele pot avea fiecare până la 64 KB, dar în practică, ele nu depășesc 1500 octeți (pentru a intra într-un cadru Ehternet) . Fiecare datagramă este transmisă prin Internet, fiind eventual fragmentată în unități mai mici pe drum. Când toate bucățile ajung în sfârșit la mașina destinație, ele sunt reasamblate de nivelul rețea în datagrama originală. Datagrama este apoi pasată nivelului transport, care o inserează în șirul de intrare al procesului receptor. După cum se poate vedea în fig. 5-52 un pachet transmis de gazda 1 trebuie să traverseze șase rețele pentru a ajunge la gazda 2. În practică se trece de obicei prin mult mai mult decât șase rețele.

5.6.1 Protocolul IP

Un loc potrivit pentru a porni studiul nostru despre nivelul rețea în Internet este însuși formatul datagramelor IP. O datagramă IP constă dintr-o parte de antet și o parte de text. Antetul are o parte fixă de 20 de octeți și o parte opțională cu lungime variabilă. Formatul antetului este prezentat în fig. 5-53. El este transmis în ordinea *big endian* (cel mai semnificativ primul): de la stânga la dreapta, începând cu bitul cel mai semnificativ al câmpului *Versiune*. (Procesorul SPARC este de tip *big endian*; Pentium este de tip *little endian* - cel mai puțin semnificativ primul). Pe mașinile de tip *little endian*, este necesară o conversie prin program atât la transmisie cât și la recepție.

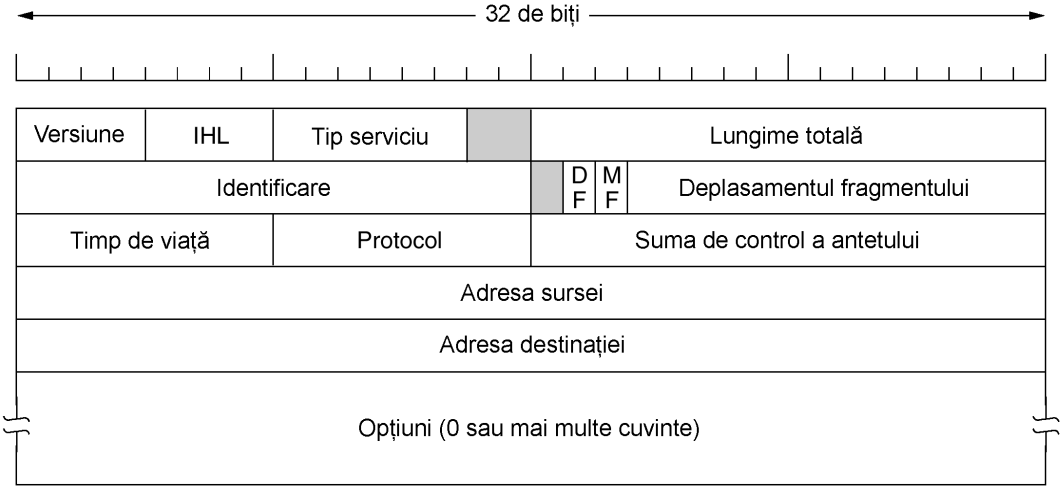


Fig. 5-53. Antetul IPv4 (protocolul Internet).

Câmpul *Versiune* memorează cărei versiuni de protocol îi aparține datagrama. Prin includerea unui câmp versiune în fiecare datagramă, devine posibil ca tranziția între versiuni să dureze ani de zile, cu unele mașini rulând vechea versiune, iar altele rulând-o pe cea nouă. La ora actuală are loc o tranziție de la IPv4 la IPv6, care deja durează de câțiva ani și în nici un caz nu s-a apropiat de final (Durand, 2001; Wilijakka, 2002; and Waddington and Chang 2002). Anumite persoane consideră chiar că nu se va întâmpla niciodată (Weiser, 2001). Referitor la numerotare, IPv5 a fost un protocol experimental de flux în timp real care nu a fost folosit pe scară largă.

Din moment ce lungimea antetului nu este constantă, un câmp din antet, *IHL*, este pus la dispoziție pentru a spune cât de lung este antetul, în cuvinte de 32 de octeți. Valoarea minimă este 5, care se aplică atunci când nu sunt prezente opțiuni. Valoarea maximă a acestui câmp de 4 biți este 15,

ceea ce limitează antetul la 60 de octeți și, astfel, câmpul de opțiuni la 40 de octeți. Pentru unele opțiuni, cum ar fi cea care înregistrează calea pe care a mers un pachet, 40 de octeți sunt mult prea puțini, făcând această opțiune nefolositoare.

Câmpul *Tip serviciu* este unul dintre puținele câmpuri care și-a schimbat sensul (oarecum) de-a lungul anilor. A fost și este în continuare menit să diferențieze diferitele clase de servicii. Sunt posibile diferite combinații de fiabilitate și viteză. Pentru vocea digitizată, livrarea rapidă are prioritate față de transmisia corectă. Pentru transferul de fișiere, transmisia fără erori este mai importantă decât transmisia rapidă.

La început, câmpul de 6 biți conținea (de la stânga la dreapta), un câmp *Precedență* de trei biți și trei indicatori, *D*, *T* și *R*. Câmpul *Precedență* reprezintă prioritatea, de la 0 (normal) la 7 (pachet de control al rețelei). Cei trei biți indicatori permiteau calculatorului gazdă să specifice ce îl afectează cel mai mult din mulțimea {Delay (Întârziere), Throughput (Productivitate), Reliability (Fiabilitate)}. În teorie, aceste câmpuri permit ruterelor să aleagă între, de exemplu, o legătură prin satelit cu o productivitate mare și o întârziere mare sau o linie dedicată cu o productivitate scăzută și o întârziere mică. În practică, ruterele curente ignoră adesea întregul câmp *Tip serviciu*.

Până la urmă, IETF a cedat și a modificat puțin câmpul pentru a-l adapta la servicii diferențiate. Șase dintre biți sunt folosiți pentru a indica căreia dintre clasele de servicii descrise mai devreme îi aparține pachetul. Aceste clase includ patru priorități de introducere în coadă, trei probabilități de respingere și clasele istorice.

Lungimea totală include totul din datagramă - atât antet cât și date. Lungimea maximă este de 65535 octeți. În prezent, această limită superioară este tolerabilă, dar în viitoarele rețele cu capacități de gigaocteți vor fi necesare datagrame mai mari. Câmpul *Identificare* este necesar pentru a permite gazdei destinație să determine cărei datagrame îi aparține un nou pachet primit. Toate fragmentele unei datagrame conțin aceeași valoare de *Identificare*.

Urmează un bit nefolosit și apoi două câmpuri de 1 bit. *DF* însemnă Don't Fragment (A nu se fragmenta). Acesta este un ordin dat ruterelor ca să nu fragmenteze datagrama pentru că destinația nu este capabilă să reasambleze piesele la loc. De exemplu, când un calculator pornește, memoria sa ROM poate cere să i se trimită o imagine de memorie ca o singură datagramă. Prin marcarea datagramei cu bitul *DF*, emițătorul știe că aceasta va ajunge într-o singură bucată, chiar dacă aceasta înseamnă că datagrama trebuie să evite o rețea cu pachete mai mici pe calea cea mai bună și să aleagă o rută suboptimală. Toate mașinile trebuie să accepte fragmente de 576 octeți sau mai mici.

MF însemnă More Fragments (mai urmează fragmente). Toate fragmentele, cu excepția ultimului, au acest bit activat. El este necesar pentru a ști când au ajuns toate fragmentele unei datagrame.

Deplasamentul fragmentului spune unde este locul fragmentului curent în cadrul datagramei. Toate fragmentele dintr-o datagramă, cu excepția ultimului, trebuie să fie un multiplu de 8 octeți - unitatea de fragmentare elementară. Din moment ce sunt prevăzuți 13 biți, există un maxim de 8192 de fragmente pe datagramă, obținându-se o lungime maximă a datagramei de 65536 octeți, cu unul mai mult decât câmpul *Lungime totală*.

Câmpul *Timp de viață* este un contor folosit pentru a limita durata de viață a pachetelor. Este prevăzut să contorizeze timpul în secunde, permițând un timp maxim de viață de 255 secunde. El trebuie să fie decrementat la fiecare salt (hop - trecere dintr-o rețea în alta) și se presupune că este decrementat de mai multe ori când stă la coadă un timp îndelungat într-un ruter. În practică, el contorizează doar salturile. Când ajunge la valoarea zero, pachetul este eliminat și se trimite înapoi la gazda sursă un pachet de avertisment. Această facilitate previne hoinăreala la infinit a datagramelor, ceea ce se poate întâmpla dacă tabelele de dirijare devin incoerente.

Când nivelul rețea a asamblat o datagramă completă, trebuie să știe ce să facă cu ea. Câmpul *Protocol* spune cărui proces de transport trebuie să o predea. TCP este o posibilitate, dar tot așa sunt și UDP și alte câteva. Numerotarea protocoalelor este globală la nivelul întregului Internet. Protocoalele și alte numere alocate erau anterior definite în RFC 1700, dar astăzi ele sunt conținute într-o bază de date on-line, care se găsește la adresa *www.iana.org*.

Suma de control a antetului verifică numai antetul. O astfel de sumă de control este utilă pentru detectarea erorilor generate de locații de memorie proaste din interiorul unui ruter. Algoritmul este de a aduna toate jumătățile de cuvinte, de 16 biți, atunci când acestea sosesc, folosind aritmetică în complement față de unu și păstrarea complementului față de unu al rezultatului. Pentru scopul acestui algoritm, se presupune că la sosire *suma de control a antetului* este zero. Acest algoritm este mai robust decât folosirea unei adunări normale. Observați că *suma de control a antetului* trebuie recalculată la fiecare salt, pentru că întotdeauna se schimbă cel puțin un câmp (câmpul *timp de viață*), dar se pot folosi trucuri pentru a accelera calculul.

Adresa sursei și *Adresa destinației* indică numărul de rețea și numărul de gazdă. Vom discuta adresele Internet în secțiunea următoare. Câmpul *Opțiuni* a fost proiectat pentru a oferi un subterfugiu care să permită versiunilor viitoare ale protocolului să includă informații care nu sunt prezente în proiectul original, pentru a permite cercetătorilor să încerce noi idei și pentru a evita alocarea unor biți din antet pentru informații folosite rar. Opțiunile sunt de lungime variabilă. Fiecare începe cu un cod de un octet care identifică opțiunea. Unele opțiuni sunt urmate de un câmp de un octet reprezentând lungimea opțiunii, urmat de unul sau mai mulți octeți de date. Câmpul *Opțiuni* este completat până la un multiplu de 4 octeți. Inițial erau definite cinci opțiuni, așa cum sunt listate în fig. 5-54, dar de atunci au mai fost adăugate și altele. Lista completă se găsește la adresa *www.iana.org/assignements/ip-parameters*.

Opțiune	Descriere
Securitate	Menționează cât de secretă este datagrama
Dirijare strictă de la sursă	Indică calea completă de parcurs
Dirijare aproximativă de la sursă	Indică o listă a ruterelor care nu trebuie sărite
Înregistrează calea	Determină fiecare ruter să-și adauge adresa IP
Amprentă de timp	Determină fiecare ruter să-și adauge adresa și o amprentă de timp.

Fig. 5-54. Unele dintre opțiunile IP.

Opțiunea *Securitate* menționează cât de secretă este informația. În teorie, un ruter militar poate folosi acest câmp pentru a menționa că nu se dorește o dirijare prin anumite țări pe care militarii le consideră a fi „băieții răi”. În practică, toate ruterele îl ignoră, deci singura sa funcție practică este să ajute spionii să găsească mai ușor lucrurile de calitate.

Opțiunea *Dirijare strictă de la sursă* dă calea completă de la sursă la destinație ca o secvență de adrese IP. Datagrama este obligată să urmărească această cale precisă. Ea este deosebit de utilă pentru administratorii de sistem pentru a trimite pachete de urgență atunci când tabelele de dirijare sunt distruse sau pentru a realiza măsurători de timp.

Opțiunea *Dirijare aproximativă de la sursă* cere ca pachetul să traverseze o listă specificată de rutere și în ordinea specificată, dar este permisă trecerea prin alte rutere pe drum. În mod normal, această opțiune ar putea oferi doar câteva rutere, pentru a forța o anumită cale. De exemplu, pentru a forța un pachet de la Londra la Sydney să meargă spre vest în loc de est, această opțiune poate specifica rutere în New York, Los Angeles și Honolulu. Această opțiune este foarte utilă atunci când motive politice sau economice dictează trecerea prin anumite țări sau evitarea lor.

Opțiunea *Înregistrează calea* indică ruterelor de pe cale să-și adauge adresele IP la câmpul opțiune. Aceasta permite administratorilor de sistem să localizeze pene în algoritmii de dirijare („De ce pachetele de la Houston la Dallas trec mai întâi prin Tokio?"). Când rețeaua ARPANET a fost înființată, nici un pachet nu trecea vreodată prin mai mult de nouă rutere, deci 40 de octeți pentru opțiuni au fost destui. Așa cum s-a menționat anterior, acum dimensiunea este prea mică.

În sfârșit, opțiunea *Amprentă de timp* este similară opțiunii *Înregistrează ruta*, cu excepția faptului că, în plus față de înregistrarea adresei sale de 32 de biți, fiecare ruter înregistrează și o amprentă de timp de 32 de biți. Și această opțiune este folosită în special pentru depanarea algoritmilor de dirijare.

5.6.2 Adrese IP

Fiecare gazdă și ruter din Internet are o adresă IP, care codifică adresa sa de rețea și de gazdă. Combinația este unică: în principiu nu există două mașini cu aceeași adresă IP. Toate adresele IP sunt de 32 de biți lungime și sunt folosite în câmpurile *Adresă sursă* și *Adresă destinație* ale pachetelor IP. Este important de observat că o adresă IP nu se referă de fapt la o gazdă. Se referă de fapt la o interfață de rețea, deci dacă o gazdă este în două rețele, trebuie să folosească două adrese IP. Totuși în practică, cele mai multe gazde sunt conectate la o singură rețea și deci au o adresă IP.

Timp de mai multe decenii, adresele IP erau împărțite în cinci categorii ilustrate în fig. 5-55. Acest model de alocare a fost denumit **clase de adrese**. Nu mai este folosit, dar referințele la acest model sunt în continuare des întâlnite în literatură. Vom discuta puțin mai târziu ce a înlocuit modelul claselor de adrese.

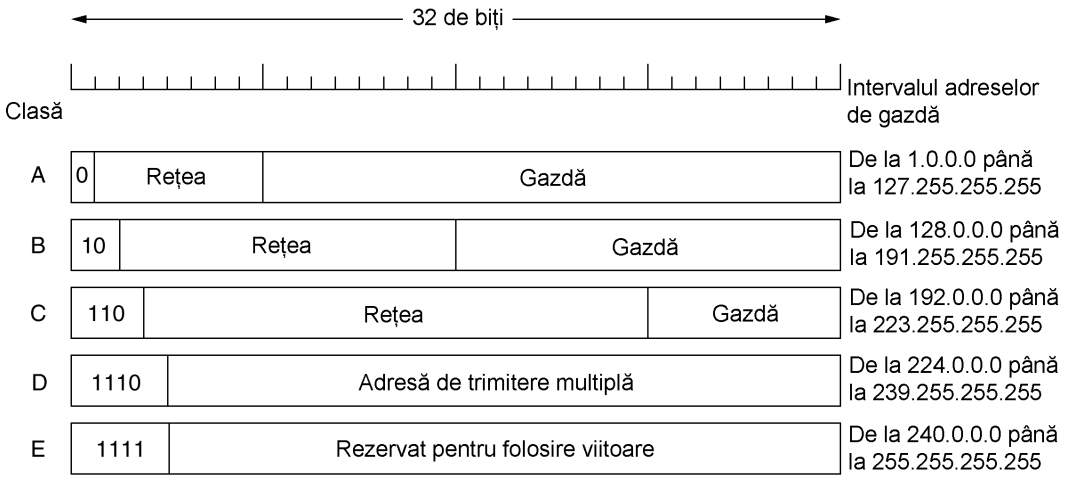


Fig. 5-55. Formatul adreselor IP.

Formatele de clasă A, B, C și D permit până la 128 rețele cu 16 milioane de gazde fiecare, 16.384 rețele cu până la 64K gazde, 2 milioane de rețele (de exemplu, LAN-uri) cu până la 256 gazde fiecare (deși unele dintre acestea sunt speciale). De asemenea este suportată și trimiterea multiplă (multicast), în care fiecare datagramă este direcționată mai multor gazde. Adresele care încep cu 1111 sunt rezervate pentru o folosire ulterioară. Peste 500 000 de rețele sunt conectate acum la Internet și numărul acestora crește în fiecare an. Pentru a evita conflictele numerele de rețea sunt atribuite de **ICANN (Internet Corporation for Assigned NAMES and Numbers** – Corporația Internet

pentru numere și nume atribuite). La rândul său, ICANN a împuternicit diverse autorități regionale să administreze părți din spațiul de adrese și acestea, la rândul lor, au împărțit adrese ISP-urilor și altor companii.

Adresele de rețea, care sunt numere de 32 de biți, sunt scrise în mod uzual în **notația zecimală cu punct**. În acest format, fiecare din cei 4 octeți este scris în zecimal, de la 0 la 255. De exemplu, adresa hexazecimală C0290614 este scrisă ca 192.41.6.20. Cea mai mică adresă IP este 0.0.0.0 și cea mai mare este 255.255.255.255.

Valorile 0 și -1 au semnificații speciale, așa cum se arată în fig. 5-56. Valoarea 0 înseamnă rețeaua curentă sau gazda curentă. Valoarea -1 este folosită ca o adresă de difuzare pentru a desemna toate gazdele din rețeaua indicată.

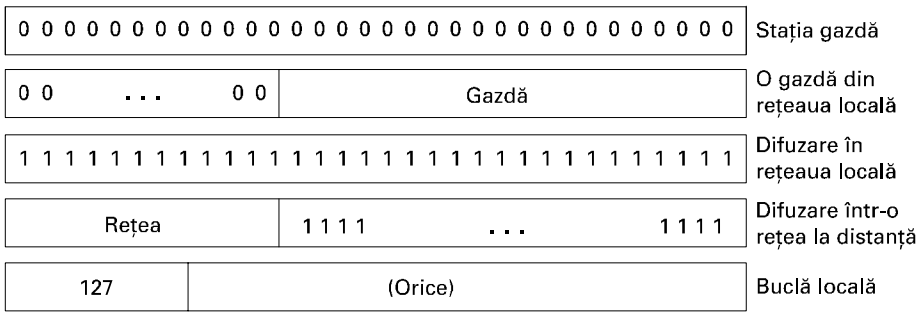


Fig. 5-56. Adrese IP speciale.

Adresa IP 0.0.0.0 este folosită de gazde atunci când sunt pornite. Adresele IP cu 0 ca număr de rețea se referă la rețeaua curentă. Aceste adrese permit ca mașinile să refere propria rețea fără a cunoaște numărul de rețea (dar ele trebuie să cunoască clasa adresei pentru a ști câte zerouri să includă). Adresele care constau numai din 1-uri permit difuzarea în rețeaua curentă, în mod uzual un LAN. Adresele cu un număr exact de rețea și numai 1-uri în câmpul gazdă permit mașinilor să trimită pachete de difuzare în LAN-uri la distanță, aflate oriunde în Internet (deși mulți administratori de sistem dezactivează această opțiune). În final, toate adresele de forma 127.xx.yy.zz sunt rezervate pentru testări în buclă locală (loopback). Pachetele trimise către această adresă nu sunt trimise prin cablu; ele sunt prelucrate local și tratate ca pachete sosite. Aceasta permite trimiterea pachetelor către rețeaua locală fără ca emițătorul să-i cunoască numărul.

Subrețele

Așa cum am văzut, toate gazdele dintr-o rețea trebuie să aibă același număr de rețea. Această proprietate a adresării IP poate crea probleme când rețeaua crește. De exemplu, să considerăm o universitate care a folosit la început o rețea de clasă B pentru calculatoarele din rețeaua Ethernet a Departamentului de Calculatoare. Un an mai târziu, departamentul de Inginerie Electrică a vrut acces la Internet, deci a cumpărat un repetor pentru a extinde Ethernetul Departamentului de Calculatoare în clădirea lor. Cu timpul, multe alte departamente au achiziționat calculatoare și limita de patru repetoare per Ethernet a fost rapid atinsă. Era nevoie de o altă organizare.

Achiziționarea altei adrese de rețea ar fi fost dificilă deoarece adresele sunt insuficiente și universitatea avea deja adrese suficiente pentru peste 60,000 de stații. Problema provine de la regula care afirmă că o singură adresă de clasă A, B sau C se referă la o singură rețea, nu la o mul-

țime de rețele. Cum tot mai multe organizații s-au lovit de această problemă, sistemul de adresare a fost puțin modificat pentru a o rezolva

Soluția este să se permită ca o rețea să fie divizată în mai multe părți pentru uz intern, dar pentru lumea exterioară să se comporte tot ca o singură rețea. În ziua de azi o rețea de campus tipică poate arăta ca în fig. 5-57, cu un ruter principal conectat la un ISP sau la rețeaua regională și numeroase rețele Ethernet împrăștiate prin campus în diferite departamente. Fiecare Ehternet are propriul ruter conectat la ruterul principal (posibil printr-un LAN coloană vertebrală, dar natura conexiunii interruter nu este relevantă aici)

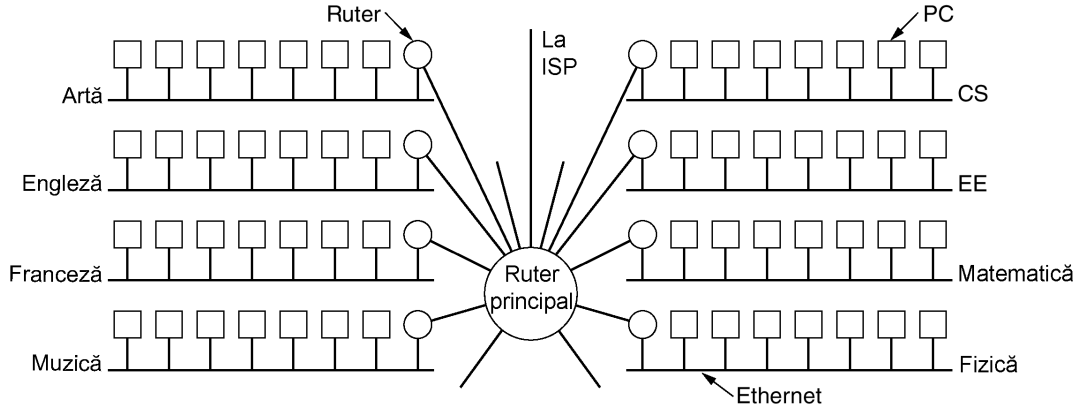


Fig. 5-57. O rețea de campus compusă din mai multe LAN-uri ale diferitelor departamente

În literatura Internet, aceste părți sunt numite **subrețele**. Așa cum am menționat în Cap. 1, această utilizare intră în conflict cu termenul „subrețea", care înseamnă mulțimea tuturor ruterelor și liniilor de comunicație dintr-o rețea. Din fericire, va fi clar din context care semnificație este atribuită. În această secțiune, și în următoarea definiția folosită va fi cea nouă.

Atunci când un pachet ajunge la ruterul principal, de unde știe acesta către ce subrețea (Ethernet) să-l trimită? O soluție ar fi să existe o tabelă cu 65,536 înregistrări în ruterul principal care să-i spună acestuia ce ruter să folosească pentru fiecare stație din campus. Această idee ar funcționa, dar ar fi nevoie de o tabelă foarte mare în ruterul principal și de multă muncă manuală de întreținere pe măsură ce stațiile ar fi adăugate, mutate sau scoase din uz.

În locul ei a fost inventată o altă soluție. În esență, în loc să existe o singură adresă de clasă B, cu 14 biți pentru numărul rețelei și 16 biți pentru gazdă, un număr de biți din numărul gazdei sunt folosiți pentru a crea un număr de subrețea. De exemplu, dacă o universitate are 35 de departamente, ar putea folosi un număr de subrețea de 6 biți și un număr de 10 biți pentru gazde, ceea ce ar permite un număr de 64 de rețele Ethernet, fiecare cu un maxim de 1022 de gazde (așa cum am menționat mai devreme, 0 și -1 nu sunt disponibile). Această împărțire ar putea fi modificată ulterior în caz că a fost o greșeală.

Pentru a se putea folosi subrețele, ruterul principal trebuie are nevoie de o **mască de subrețea,** care indică separarea dintre numărul rețea + subrețea și gazdă, așa cum este ilustrat în fig. 5-58. Măștile de subrețea sunt scrise de asemenea în notație zecimală cu punct, cu adăugarea unui caracter / (slash) urmat de numărul de biți din partea cu rețea + subrețea. Pentru exemplul din fig. 5-58, masca de subrețea poate fi scrisă ca 255.255.255.0 . O notație alternativă este /22 pentru a indica că masca subrețelei are lungimea de 22 de biți.

Fig. 5-58. O rețea de clasă B împărțită în 64 de subrețele

În afara rețelei, împărțirea în subrețele nu este vizibilă, astfel încât alocarea unei noi subrețele nu necesită contactarea ICANN sau schimbarea unor baze de date externe. În acest exemplu, prima subrețea poate folosi adrese IP începând de la 130.50.4.1, cea de-a doua poate începe de la 130.50.8.1, cea de-a treia poate începe de la 130.50.12.1 și așa mai departe. Pentru a se înțelege de ce numărul subrețelei crește cu patru, să observăm că adresele binare corespunzătoare sunt următoarele:

Subrețea 1 :	10000010	00110010	000001|00	00000001
Subrețea 2 :	10000010	00110010	000010|00	00000001
Subrețea 3 :	10000010	00110010	000011|00	00000001

Aici, bara verticală (|) arată granița dintre numărul subrețelei și numărul gazdei. La stânga se găsește numărul de 6 biți al subrețelei, la dreapta numărul de 10 biți al gazdei.

Pentru a vedea cum funcționează subrețelele, este necesar să explicăm cum sunt prelucrate pachetele IP într-un ruter. Fiecare ruter are o tabelă ce memorează un număr de adrese IP de forma (rețea, 0) și un număr de adrese IP de forma (această-rețea, gazdă). Primul tip indică cum se ajunge la rețelele aflate la distanță. Al doilea tip spune cum se ajunge la gazdele locale. Fiecărei tabele îi este asociată interfața de rețea care se folosește pentru a ajunge la destinație și alte câteva informații.

Când sosește un pachet IP, adresa destinație este căutată în tabela de dirijare. Dacă pachetul este pentru o rețea aflată la distanță, el este trimis ruterului următor prin interfața specificată în tabelă. Dacă este o gazdă locală (de exemplu în LAN-ul ruterului), pachetul este trimis direct către destinație. Dacă rețeaua nu este prezentă, pachetul este trimis unui ruter implicit care are tabele mai extinse. Acest algoritm înseamnă că fiecare ruter trebuie să memoreze numai rețele și gazde, nu perechi (rețea, gazdă), reducând considerabil dimensiunea tabelelor de dirijare.

Când este introdusă împărțirea în subrețele, tabelele de dirijare sunt schimbate, adăugând intrări de forma (această-rețea, subrețea, 0) și (această-rețea, această-subrețea, gazdă). Astfel un ruter din subrețeaua *k* știe cum să ajungă la toate celelalte subrețele și, de asemenea, cum să ajungă la toate gazdele din subrețeaua *k*. El nu trebuie să cunoască detalii referitoare la gazde din alte subrețele. De fapt, tot ceea ce trebuie schimbat este de a impune fiecărui ruter să facă un ȘI logic cu **masca de subrețea** a rețelei pentru a scăpa de numărul de gazdă și a căuta adresa rezultată în tabelele sale (după ce determină cărei clase de rețele aparține). De exemplu, asupra unui pachet adresat către 130.50.15.6 care ajunge la ruterul principal se face un ȘI logic cu masca de subrețea 255.255.252.0/22 pentru a obține adresa 130.50.12.0. Această adresă este căutată în tabelele de dirijare pentru a se găsi cum se ajunge la gazdele din subrețeaua 3. Ruterul din subrețeaua 5 este astfel ușurat de munca de a memora toate adresele de nivel legătură de date ale altor gazde decât cele din subrețeaua 5. Împărțirea în subrețele reduce astfel spațiul tabelelor de dirijare prin crearea unei ierarhii pe trei niveluri, alcătuită din rețea, subrețea și gazdă.

CIDR - Dirijarea fără clase între domenii

IP este folosit intens de câteva decenii. A funcționat extrem de bine, așa cum a fost demonstrat de creșterea exponențială a Internet-ului. Din nefericire, IP devine rapid o victimă a propriei popularități: își epuizează adresele. Acest dezastru fantomatic a generat foarte multe discuții și controverse în cadrul comunității Internet referitor la cum să fie tratat. În această secțiune vom descrie atât problema cât și câteva soluții propuse.

Prin 1987, câțiva vizionari au prezis că într-o zi Internet-ul poate crește până la 100.000 de rețele. Cei mai mulți experți s-au exprimat cu dispreț că aceasta va fi peste decenii, dacă va fi vreodată. Cea de-a 100.000-a rețea a fost conectată în 1996. Problema, expusă anterior, este că Internet-ul își epuizează rapid adresele IP. În principiu, există peste 2 miliarde de adrese, dar practica organizării spațiului de adrese în clase (vezi fig. 5-55) irosește milioane din acestea. În particular, adevărații vinovați sunt de rețelele de clasă B. Pentru cele mai multe organizații, o adresă de clasă A, cu 16 milioane de adrese este prea mare, iar o rețea de clasă C, cu 256 de adrese, este prea mică. O rețea de clasă B, cu 65.536 adrese, este numai bună. În folclorul Internet, această situație este cunoscută ca **problema celor trei urși** (ca din *Goldilocks and the Three Bears*).

În realitate, o adresă de clasă B este mult prea mare pentru cele mai multe organizații. Studiile au arătat că mai mult de jumătate din toate rețelele de clasă B au mai puțin de 50 de gazde. O rețea de clasă C ar fi fost suficientă, dar fără îndoială că fiecare organizație care a cerut o adresă de clasă B a crezut că într-o zi ar putea depăși câmpul gazdă de 8 biți. Privind retrospectiv, ar fi fost mai bine să fi avut rețele de clasă C care să folosească 10 biți în loc de opt pentru numărul de gazdă, permițând 1022 gazde pentru o rețea. În acest caz, cele mai multe organizații s-ar fi decis, probabil, pentru o rețea de clasă C și ar fi existat jumătate de milion dintre acestea (comparativ cu doar 16.384 rețele de clasă B).

Este greu să fie învinuiți proiectanții Internetului pentru că nu au pus la dispoziție mai multe adrese de clasă B (și mai mici). În momentul în care s-a luat decizia să fie create cele trei clase, Internetul era o rețea de cercetare care conecta marile universități din SUA (plus un număr mic de companii și sit-uri militare care făceau cercetări în domeniul rețelelor). Pe atunci nimeni nu a perceput Internetul ca fiind un sistem de comunicație în masă care va rivaliza cu rețeaua telefonică. Fără îndoială că în acel moment cineva a spus: „SUA are aproximativ 2000 de universități și colegii. Chiar dacă toate se conectează la Internet și se mai conectează și multe universități din alte țări, nu o să ajungem niciodată la 16.000 pentru că nu există atâtea universități în întreaga lume. În plus faptul că numărul gazdei este un număr întreg de octeți, mărește viteza de prelucrare a pachetelor."

Totuși, dacă s-ar fi alocat 20 de biți numărului de rețea pentru rețele de clasă B, ar fi apărut o altă problemă: explozia tabelelor de dirijare. Din punctul de vedere al ruterelor, spațiul de adrese IP este o ierarhie pe două niveluri, cu numere de rețea și numere de gazde. Ruterele nu trebuie să știe despre toate gazdele, dar ele trebuie să știe despre toate rețelele. Dacă ar fi fost în folosință jumătate de milion de rețele de clasă C, fiecare ruter din întregul Internet ar fi necesitat o tabelă cu o jumătate de milion de intrări, una pentru fiecare rețea, spunând care linie se folosește pentru a ajunge la respectiva rețea, împreună cu alte informații.

Memorarea fizică efectivă a tabelelor cu jumătate de milion de intrări este probabil realizabilă, deși costisitoare pentru ruterele critice care trebuie să mențină tabelele în RAM static pe plăcile I/O. O problemă mai serioasă este reprezentată de creșterea complexității diferiților algoritmi referitori la gestiunea tabelelor, care este mai rapidă decât liniară. Și mai rău, o mare parte din programele și firmware-ul ruterelor existente a fost proiectat pe vremea când Internet-ul avea 1000 de rețele co-

nectate și 10.000 de rețele păreau la depărtare de decenii. Deciziile de proiectare făcute atunci sunt departe de a fi optime acum.

În plus, diferiți algoritmi de dirijare necesită ca fiecare ruter să-și transmită tabelele periodic (de exemplu protocolul vectorilor distanță). Cu cât tabelele sunt mai mari, cu atât este mai probabil ca anumite părți să se piardă pe drum, ducând la date incomplete la celălalt capăt și, posibil, la instabilități de dirijare.

Problema tabelelor de dirijare ar fi putut fi rezolvată prin adoptarea unei ierarhii mai adânci. De exemplu, ar fi mers dacă s-ar fi impus ca fiecare adresă să conțină un câmp țară, județ/provincie, oraș, rețea și gazdă. Atunci fiecare ruter ar fi trebuit să știe doar cum să ajungă la fiecare țară, la județele sau provinciile din țara sa, orașele din propriul județ sau provincie și rețelele din orașul său. Din nefericire, această soluție ar necesita mai mult de 32 de biți pentru adrese IP și ar folosi adresele ineficient (Liechtenstein ar fi avut tot atâția biți ca Statele Unite).

Pe scurt, cele mai multe soluții rezolvă o problemă, dar creează o alta. Soluția care a fost implementată acum și care a dat Internet-ului un pic de spațiu de manevră este **CIDR** (**Classless InterDomain Routing** - Dirijarea fără clase între domenii). Ideea de la baza CIDR, descrisă în RFC 1519, este de a aloca adresele IP rămase, în blocuri de dimensiune variabilă, fără a se ține cont de clase. Dacă un sit are nevoie, să zicem, de 2000 de adrese, îi este dat un bloc de 2048 adrese la o graniță de 2048 de octeți.

Renunțarea la clase face rutarea mai complicată. În vechiul sistem cu clase, rutarea se efectua în felul următor. Atunci când un pachet ajungea la un ruter, o copie a adresei IP era deplasată la dreapta cu 28 de biți pentru a obține un număr de clasă de 4 biți. O ramificație cu 16 căi sorta pachetele în A, B, C și D (dacă era suportat), cu 8 cazuri pentru clasa A, patru cazuri pentru clasa B, două cazuri pentru clasa C și câte unul pentru D și E. Programul pentru fiecare clasă masca numărul de rețea de 8, 16 sau 24 de biți și îl alinia la dreapta într-un cuvânt de 32 de biți. Numărul de rețea era apoi căutat în tabela pentru A, B sau C, de obicei indexat pentru rețelele A și B și folosind dispersia (hashing) pentru rețelele C. Odată intrarea găsită, se putea găsi linia de ieșire și pachetul era retransmis.

Cu CIDR, acest algoritm simplu nu mai funcționează. În loc de aceasta, fiecare intrare din tabela de rutare este extinsă cu o mască de 32 de biți. Din acest motiv, acum există o singură tabelă de rutare pentru toate rețelele, constituită dintr-un un vector de triplete (adresă IP, mască subrețea, linie de ieșire). Când sosește un pachet IP, mai întâi se extrage adresa IP a destinației. Apoi (conceptual) tabela de rutare este scanată intrare cu intrare, mascând adresa destinație și comparând cu intrarea din tabelă, în căutarea unei potriviri. Este posibil ca mai multe intrări (cu măști de subrețea de lungimi diferite) să se potrivească, caz în care este folosită cea mai lungă mască. Astfel, dacă există potrivire pentru o mască /20 și pentru o mască /24, este folosită intrarea cu /24.

Pentru a accelera procesul de găsire a adreselor au fost imaginați algoritmi complecși (Ruiz-Sanchez et al., 2001). Ruterele comerciale folosesc chip-uri VLSI proprietare cu acești algoritmi implementați în hardware.

Pentru a face algoritmul de retransmitere mai ușor de înțeles, să considerăm un exemplu în care sunt disponibile milioane de adrese, începând de la 194.24.0.0. Să presupunem că Universitatea Cambridge are nevoie de 2048 de adrese și are atribuite adresele de la 194.24.0.0 până la 194.24.7.255, împreună cu masca 255.255.248.0. Apoi, Universitatea Oxford cere 4096 de adrese. Deoarece un bloc de 4096 de adrese trebuie să fie aliniat la o frontieră de 4096 octeți, acestea nu pot fi numerotate începând de la 194.8.0.0. În loc, se primesc adrese de la 194.24.16.0 până la 194.24.31.255, împreună cu o mască de 255.255.240.0. Acum Universitatea din Edinburgh cere

1024 de adrese și îi sunt atribuite adresele de la 194.24.8.0 până la 194.24.11.255 și masca 255.255.252.0. Alocările sunt rezumate în fig. 5-59.

Universitatea	Prima adresă	Ultima adresă	Număr adrese	Notație
Cambridge	194.24.0.0	194.24.7.255	2048	194.24.0.0/21
Edinburgh	194.24.8.0	194.24.11.255	1024	194.24.8.0/22
(disponibil)	194.24.12.0	194.24.15.255	1024	194.24.12/22
Oxford	194.24.16.0	194.24.31.255	4096	194.24.16.0/20

Fig. 5-59. Un set de atribuiri de adrese IP.

Tabelele de dirijare din toată lumea sunt acum actualizate cu cele trei intrări atribuite. Fiecare intrare conține o adresă de bază și o mască de subrețea. Aceste intrări (în binar) sunt:

	Adresă	Mască
C	11000010 00011000 00000000 00000000	11111111 11111111 11111000 00000000
E	11000010 00011000 00001000 00000000	11111111 11111111 11111100 00000000
C	11000010 00011000 00010000 00000000	11111111 11111111 11110000 00000000

Să vedem acum ce se întâmplă când sosește un pachet adresat pentru 194.24.17.4, care este reprezentat ca următorul șir de 32 de biți :

11000010 00011000 00010001 00000100

Mai întâi, se face un ȘI logic cu masca de la Cambridge pentru a obține:

11000010 00011000 00010000 00000000

Această valoare nu se potrivește cu adresa de bază de la Cambridge, așa că adresei originale i se aplică un ȘI logic cu masca de la Edinburgh pentru a se obține:

11000010 00011000 00010000 00000000

Această valoare nu se potrivește cu adresa de bază de la Edinburgh, așa că se încearcă în continuare Oxford, obținându-se:
11000010 00011000 00010000 00000000

Această valoare se potrivește cu adresa de bază de la Oxford. Dacă în restul tabelei nu sunt găsite potriviri mai lungi, atunci este folosită intrarea pentru Oxford și pachetul va fi trimis pe linia corespunzătoare.

Acum să privim cele trei universități din punctul de vedere al unui ruter din Omaha, Nebraska, care are doar patru linii de ieșire: Minneapolis, New York, Dallas și Denver. Atunci când software-ul ruterului primește cele trei noi intrări, realizează că le poate combina pe toate trei într-o singură **intrare agregată** (eng,: **aggregate entry**) 194.24.0.0/19 cu adresa binară și o masca de subrețea următoare :

11000010 00000000 00000000 00000000	11111111 11111111 11100000 00000000

Această intrare trimite toate pachetele destinate uneia dintre cele trei universități la New York. Reunind cele trei intrări ruterul din Omaha și-a redus mărimea tabelei de rutare cu doi.

Dacă New York-ul are o singură conexiune cu Londra pentru tot traficul spre Marea Britanie, poate folosi de asemenea o intrare agregată. Totuși, dacă are două conexiuni separate pentru Londra și Edinburgh, atunci trebuie să aibă trei intrări.

Ca o notă finală despre acest exemplu, intrarea agregată a ruterului din Omaha va trimite și pachetele către adresele nealocate tot spre New York. Cât timp adresele sunt cu adevărat nealocate, aceasta nu contează pentru că așa ceva nu ar trebui să se întâmple. Totuși, dacă mai târziu sunt alocate unei companii din California, pentru a le trata va fi nevoie de o înregistrare separată, 194.24.12.0/22.

NAT – Translatarea adreselor de rețea

Adresele IP sunt insuficiente. Un ISP ar putea avea o adresă /16 (anterior de clasă B) oferindu-i 65.534 numere de stații. Dacă are mai mulți clienți, are o problemă. Pentru utilizatorii casnici cu conexiuni pe linie telefonică (eng.: dial-up), o soluție ar fi să se aloce dinamic o adresă IP fiecărui calculator în momentul în care sună și se conectează și să o dealoce în momentul în care se termină sesiunea. În acest fel o singură adresă /16 poate fi folosită pentru 65.534 utilizatori activi, ceea ce este probabil suficient pentru un ISP cu mai multe sute de mii de utilizatori. În momentul în care sesiunea se termină, adresa IP este alocată altui calculator care sună. Deși această strategie funcționează bine pentru un ISP cu un număr moderat de utilizatori casnici, eșuează pentru ISP-uri care deservesc preponderent companii.

Problema este că o companie se așteaptă să fie on-line în mod continuu în timpul orelor de program. Atât companiile mici, cum ar fi o companie de turism compusă din trei persoane, cât și mari corporații au mai multe calculatoare conectate de un LAN. Unele sunt calculatoarele personale ale angajaților; altele pot fi servere Web. În general în LAN există un ruter care este conectat cu ISP-ul printr-o linie închiriată pentru a avea conexiune continuă. Această situație impune ca fiecărui calculator să îi fie asociat un IP propriu pe parcursul întregii zile. De fapt, numărul total al calculatoarelor companiilor care sunt clienți ai ISP-ului nu poate depăși numărul de adrese IP pe care le posedă acesta. Pentru o adresă /16, aceasta limitează numărul total de calculatoare la 65.534. Pentru un ISP cu zeci de mii de companii cliente, această limită va fi repede depășită.

Pentru a agrava situația, din ce în ce mai mulți utilizatori se abonează de acasă la ADSL sau Internet prin cablu. Două dintre facilitățile oferite de aceste servicii sunt (1) utilizatorul primește o adresă IP permanentă și (2) nu există taxă de conectare (doar o taxă lunară), așa că mulți utilizatori ai ADSL-ului și ai Internetului prin cablu rămân conectați permanent. Aceasta contribuie la insuficiența adreselor IP. Alocarea dinamică a adreselor IP așa cum se face cu utilizatorii dial-up nu este utilă pentru că numărul adreselor IP folosite la un moment dat poate fi de multe ori mai mare decât numărul adreselor deținute de ISP.

Și pentru a complica și mai mult lucrurile, mulți utilizatori de ADSL și Internet prin cablu au două sau mai multe calculatoare acasă, deseori câte unul pentru fiecare membru al familiei, și toți vor să fie online tot timpul folosind singura adresă IP care le-a fost alocată de către ISP. Soluția este să se conecteze toate PC-urile printr-un LAN și să se pună un ruter. Din punctul de vedere al ISP-ului, familia este acum ca o companie cu câteva calculatoare. Bine-ați venit la Jones, Inc.

Problema epuizării adreselor IP nu este o problemă teoretică care ar putea apărea cândva în viitorul îndepărtat. A apărut aici și acum. Soluția pe termen lung este ca tot Internetul să migreze la IPv6, care are adrese de 128 de biți. Tranziția se desfășoară încet, dar vor trece ani până la finalizarea procesului. În consecință, anumite persoane au considerat că este nevoie de o rezolvare rapidă pe termen scurt. Rezolvarea a venit în forma NAT (Network Address Translation –

Translatarea adreselor de rețea), care este descrisă în RFC 3022 și pe care o vom rezuma mai jos. Pentru informații suplimentare consultați (Dutcher, 2001).

Ideea de bază a NAT-ului este de a aloca fiecărei companii o singură adresă IP (sau cel mult un număr mic de adrese) pentru traficul Internet. În interiorul companiei, fiecare calculator primește o adresă IP unică, care este folosită pentru traficul intern. Totuși, atunci când un pachet părăsește compania și se duce la ISP, are loc o translatare de adresă. Pentru a face posibil acest lucru, au fost declarate ca fiind private trei intervale de adrese IP. Companiile le pot folosi intern așa cum doresc. Singura regulă este ca nici un pachet conținând aceste adrese să nu apară pe Internet. Cele trei intervale rezervate sunt :

10.0.0.0	- 10.255.255.255/8	(16.777.216 gazde)
172.16.0.0	- 172.31.255.255/12	(1 .048.576 gazde)
192.168.0.0	- 192.168.255.255/16	(65.536 gazde)

Primul interval pune la dispoziție 16.777.216 adrese (cu excepția adreselor 0 și –1, ca de obicei) și este alegerea obișnuită a majorității companiilor, chiar dacă nu au nevoie de așa de multe adrese.

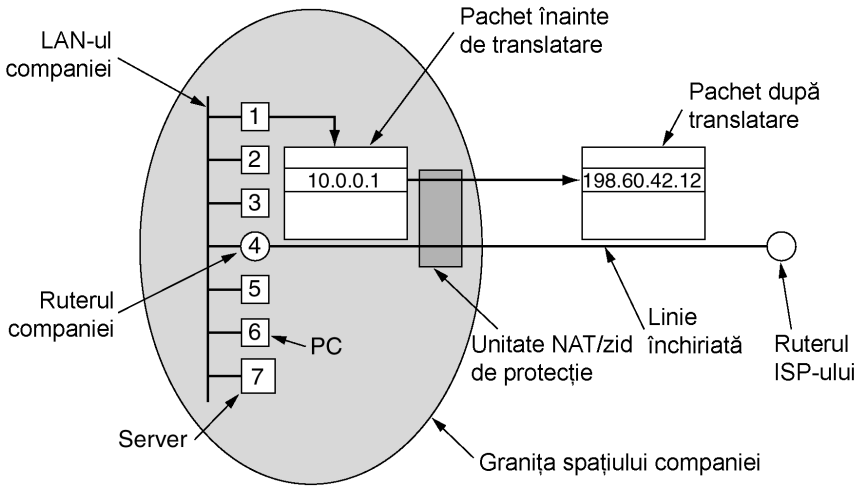


Fig. 5-60. Amplasarea și funcționarea unei unități NAT.

Funcționarea NAT este ilustrată în fig. 5-60. În interiorul companiei fiecare mașină are o adresă unică de forma 10.x.y.z. Totuși, când un pachet părăsește compania, trece printr-o **unitate NAT** (eng.: **NAT box**)care convertește adresa IP internă, 10.0.0.1 în figură, la adresa IP reală a companiei, 198.60.42.12, în acest exemplu. Unitatea NAT este deseori combinată într-un singur dispozitiv cu un zid de protecție (eng.: firewall), care asigură securitatea controlând cu grijă ce intră și iese din companie. Vom studia zidurile de protecție în Cap. 8. De asemenea este posibilă integrarea unității NAT în ruterul companiei.

Până acum am trecut cu vederea un detaliu: atunci când vine răspunsul (de exemplu de la un server Web), este adresat 198.60.42.12, deci de unde știe unitatea NAT cu care adresă să o înlocuiască pe aceasta? Aici este problema NAT-ului. Dacă ar fi existat un câmp liber în antetul IP, acel câmp ar fi putut fi folosit pentru a memora cine a fost adevăratul emițător, dar numai 1 bit este încă nefolosit. În principiu, o nouă opțiune ar putea fi creată pentru a reține adevărata adresă a

sursei, dar acest lucru ar necesita schimbarea codului din protocolul IP de pe toate stațiile din întregul Internet pentru a putea prelucra noua opțiune. Aceasta nu este o alternativă promițătoare pentru o rezolvare rapidă.

În cele ce urmează se prezintă ceea ce s-a întâmplat cu adevărat. Proiectanții NAT au observat că marea majoritate a pachetelor IP aveau conținut TCP sau UDP. Atunci când vom studia protocoalele TCP și UDP în Cap. 6, vom vedea că ambele au antete conțin un port sursă și un port destinație. În continuare vom discuta doar despre porturi TCP, dar exact aceleași lucruri se aplică și la UDP. Porturile sunt numere întregi pe 16 biți care indică unde începe și unde se termină o conexiune TCP. Aceste câmpuri pun la dispoziție câmpul necesar funcționării NAT.

Atunci când un proces dorește să stabilească o conexiune TCP cu un proces de la distanță, se atașează unui port TCP nefolosit de pe mașina sa. Acesta se numește **portul sursă** și spune codului TCP unde să trimită pachetele care vin și aparțin acestei conexiuni. Procesul furnizează și un **port destinație** pentru a spune cui să trimită pachetele în cealaltă parte. Porturile 0-1023 sunt rezervate pentru servicii bine cunoscute. De exemplu portul 80 este folosit de serverele Web, astfel încât clienții să le poată localiza. Fiecare mesaj TCP care pleacă conține atât un port sursă cât și un port destinație. Cele două porturi permit identificarea proceselor care folosesc conexiunea la cele două capete.

S-ar putea ca o analogie să clarifice mai mult utilizarea porturilor. Imaginați-vă o companie cu un singur număr de telefon principal. Atunci când cineva sună la acest număr, vorbește cu un operator care întreabă ce interior dorește și apoi face legătura la acel interior. Numărul principal este analog cu adresa IP a companiei iar interioarele de la ambele capete sunt analoage cu porturile. Porturile reprezintă 16 biți suplimentari de adresare identificând procesul care primește un pachet sosit.

Folosind câmpul *Port sursă* rezolvăm problema de corespondență. De fiecare dată când un pachet pleacă, el intră în unitatea NAT și adresa sursă 10.x.y.z este înlocuită cu adresa reală a companiei. În plus, câmpul TCP *Port sursă* este înlocuit cu un index în tabela de translatare a unității NAT, care are 65.536 intrări. Această tabelă conține adresa IP inițială și portul inițial. În final, sunt recalculate și inserate în pachet sumele de control ale antetelor IP și TCP. Câmpul *Port sursă* trebuie înlocuit pentru că s-ar putea întâmpla, de exemplu, ca stațiile 10.0.0.1 și 10.0.0.2 să aibă amândouă conexiuni care să folosească portul 5000, deci câmpul *Port sursă* nu este suficient pentru a identifica procesul emițător.

Atunci când la unitatea NAT sosește un pachet de la ISP, *Portul sursă* din antetul TCP este extras și folosit ca index în tabela de corespondență a unității NAT. Din intrarea localizată sunt extrase și inserate în pachet adresa IP internă și *Portul sursă* TCP inițial. Apoi sunt recalculate sumele de control TCP și IP și inserate în pachet. După aceea pachetul este transferat ruterului companiei pentru transmitere normală folosind adresa 10.x.y.z.

NAT poate fi folosit pentru rezolva insuficiența adreselor IP pentru utilizatori de ADSL și Internet prin cablu. Atunci când un ISP alocă fiecărui utilizator o adresă, folosește adrese 10.x.y.z. Atunci când pachete de la stațiile utilizatorilor ies din ISP și intră în Internet trec printr-o cutie NAT care le translatează în adresele Internet adevărate ale ISP-ului. La întoarcere pachetele trec prin maparea inversă. Din această perspectivă, pentru restul Internetului, ISP-ul și utilizatorii săi ADSL/cablu arată la fel ca o mare companie.

Deși această schemă rezolvă într-un fel problema, multe persoane din comunitatea IP o consideră un monstru pe fața pământului. Rezumate succint, iată câteva dintre obiecții. În primul rând, NAT violează modelul arhitectural al IP-ului, care afirmă că fiecare adresă IP identifică unic o sin-

gură mașină din lume. Întreaga structură software a Internetului este construită pornind de la acest fapt. Cu NAT, mii de mașini pot folosi (și folosesc) adresa 10.0.0.1.

În al doilea rând, NAT schimbă natura Internetului de la o rețea fără conexiuni la un fel de rețea cu conexiuni. Problema este că o unitate NAT trebuie să mențină informații (corespondențe) pentru fiecare conexiune care trece prin ea. Faptul că rețeaua păstrează starea conexiunilor este o proprietate a rețelelor orientate pe conexiune, nu a celor neorientate pe conexiune. Dacă o unitate NAT se defectează și tabela de corespondență este pierdută, toate conexiunile TCP sunt distruse. În absența NAT, căderea ruterelor nu are nici un efect asupra TCP. Procesul care transmite ajunge la limita de timp în câteva secunde și retransmite toate pachetele neconfirmate. Cu NAT, Internetul devine la fel de vulnerabil ca o rețea cu comutare de circuite.

În al treilea rând, NAT încalcă cea mai fundamentală regulă a protocoalelor pe niveluri: nivelul *k* nu poate face nici un fel de presupuneri referitor la ceea ce a pus nivelul *k+1* în câmpul de informație utilă. Principiul de bază este să se păstreze niveluri independente. Dacă mai târziu TCP este înlocuit de TCP-2, cu un antet diferit (de exemplu porturi pe 32 de biți), NAT va eșua. Ideea protocoalelor pe niveluri este de a asigura că modificările la un nivel nu necesită modificări la celelalte niveluri. NAT distruge această independență.

În al patrulea rând, procesele din Internet nu sunt obligate să folosească TCP sau UDP. Dacă un utilizator de pe mașina *A* se decide să folosesc un nou protocol de transport pentru a comunica cu un utilizator de pe mașina *B* (de exemplu, pentru o aplicație multimedia), introducerea unei unități NAT va determina eșecul aplicației, deoarece cutia NAT nu va fi în stare să localizeze corect câmpul TCP *Port sursă*.

În al cincilea rând, anumite aplicații introduc adrese IP în corpul mesajului. Receptorul extrage aceste adrese și le folosește. De vreme ce NAT nu știe nimic despre aceste adrese, nu le poate înlocui, deci orice încercare de a le folosi de către cealaltă parte va eșua. **FTP**, standardul **File Transfer Protocol** (rom.: protocol de transfer de fișiere) funcționează în acest mod și poate eșua în prezența NAT dacă nu se iau măsuri speciale. În mod similar protocolul pentru telefonie Internet H.323 (care va fi studiat în Cap. 8) are această proprietate și nu va funcționa în prezența NAT. Ar fi posibil să se modifice NAT-ul pentru a funcționa cu H.323, dar modificarea codului unității NAT de fiecare dată când apare o aplicație nouă nu este o idee bună.

În al șaselea rând, deoarece câmpul TCP *Port sursă* are 16 biți, o adresă IP poate fi pusă în corespondență cu cel mult 65.536 mașini. De fapt acest număr este puțin mai mic, deoarece primele 4096 porturi sunt rezervate pentru utilizări speciale. Totuși dacă sunt disponibile mai multe adrese IP fiecare poate trata 61.440 mașini.

Acestea și alte probleme ale NAT sunt discutate în RFC 2993. În general, opozanții NAT spun că rezolvând problema insuficienței adreselor IP cu o soluție temporară și urâtă, presiunea pentru a implementa soluția reală, adică tranziția la IPv6, este redusă și acesta este un lucru rău.

5.5.4 Protocoale de control în Internet

Pe lângă IP, care este folosit pentru transferul de date, Internet-ul are câteva protocoale de control la nivelul rețea, incluzând ICMP, ARP, RARP, BOOTP și DHCP. În această secțiune vom arunca o privire asupra fiecăruia dintre ele.

Protocolul mesajelor de control din Internet

Operarea Internet-ului este strâns monitorizată de către rutere. Atunci când se întâmplă ceva neobișnuit, evenimentul este raportat prin **ICMP** (**Internet Control Message Protocol** - protocolul mesajelor de control din Internet), care este folosit și pentru testarea Internet-ului. Sunt definite aproape o duzină de tipuri de mesaje ICMP. Cele mai importante sunt enumerate în fig. 5-61. Fiecare tip de mesaj ICMP este încapsulat într-un pachet IP.

Tipul mesajului	Descriere
Destinație inaccesibilă	Pachetul nu poate fi livrat
Timp depășit	Câmpul timp de viață a ajuns la 0
Problemă de parametru	Câmp invalid în antet
Oprire sursă	Pachet de șoc
Redirectare	Învață un ruter despre geografie
Cerere de ecou	Întreabă o mașină dacă este activă
Răspuns ecou	Da, sunt activă
Cerere de amprentă de timp	La fel ca cererea de ecou, dar cu amprentă de timp
Răspuns cu amprentă de timp	La fel ca răspunsul ecou, dar cu amprentă de timp

Fig. 5-61. Tipurile principale de mesaje ICMP.

Mesajul DESTINAȚIE INACCESIBILĂ (DESTINATION UNREACHABLE) este folosit atunci când subrețeaua sau un ruter nu pot localiza destinația, sau un pachet cu bitul DF nu poate fi livrat deoarece o rețea cu „pachete mici” îi stă în cale.

Mesajul TIMP DEPĂȘIT (TIME EXCEEDED) este trimis când un pachet este eliminat datorită ajungerii contorului său la zero. Acest mesaj este un simptom al buclării pachetelor, al unei enorme congestii sau al stabilirii unor valori prea mici pentru ceas.

Mesajul PROBLEMĂ DE PARAMETRU (PARAMETER PROBLEM) indică detectarea unei valori nepermise într-un câmp din antet. Această problemă indică o eroare în programele IP ale gazdei emițătoare sau eventual în programele unui ruter tranzitat.

Mesajul OPRIRE SURSĂ (SOURCE QUENCH) a fost folosit pe vremuri pentru a limita traficul gazdelor care trimiteau prea multe pachete. Când o gazdă primea acest mesaj, era de așteptat să încetinească ritmul de transmisie. Este folosit arareori, deoarece când apare congestie, aceste pachete au tendința de a turna mai mult gaz pe foc. Controlul congestiei în Internet este făcut acum pe larg la nivelul transport și va fi studiat în detaliu în Cap. 6.

Mesajul REDIRECTARE (REDIRECT) este folosit atunci când un ruter observă că un pachet pare a fi dirijat greșit. Este folosit de ruter pentru a spune gazdei emițătoare despre eroarea probabilă.

Mesajele CERERE ECOU (ECHO REQUEST) și RĂSPUNS ECOU (ECHO REPLY) sunt folosite pentru a vedea dacă o anumită destinație este accesibilă și activă. Este de așteptat ca la recepția mesajului ECOU, destinația să răspundă printr-un mesaj RĂSPUNS ECOU. Mesajele CERERE AMPRENTĂ DE TIMP (TIMESTAMP REQUEST) și RĂSPUNS AMPRENTĂ DE TIMP (TIMESTAMP REPLY) sunt similare, cu excepția faptului că în răspuns sunt înregistrate timpul de sosire a mesajului și de plecare a răspunsului. Această facilitate este folosită pentru a măsura performanțele rețelei.

În plus față de aceste mesaje, au fost definite și altele. Lista se află on-line la adresa www.iana.org/assignements/icmp-parameters.

Protocolul de rezoluție a adresei: ARP

Deși fiecare mașină din Internet are una sau mai multe adrese IP, acestea nu pot fi folosite de fapt pentru trimiterea pachetelor deoarece hardware-ul nivelului legăturii de date nu înțelege adresele Internet. Actualmente, cele mai multe gazde sunt atașate la un LAN printr-o placă de interfață care înțelege numai adresele LAN. De exemplu, fiecare placă Ethernet fabricată până acum vine cu o adresă Ethernet de 48 biți. Fabricanții plăcilor Ethernet cer un spațiu de adrese de la o autoritate centrală pentru a se asigura că nu există două plăci cu aceeași adresă (pentru a evita conflictele care ar apărea dacă cele două plăci ar fi în același LAN). Plăcile trimit și primesc cadre pe baza adresei Ethernet de 48 biți. Ele nu știu absolut nimic despre adresele IP pe 32 de biți.

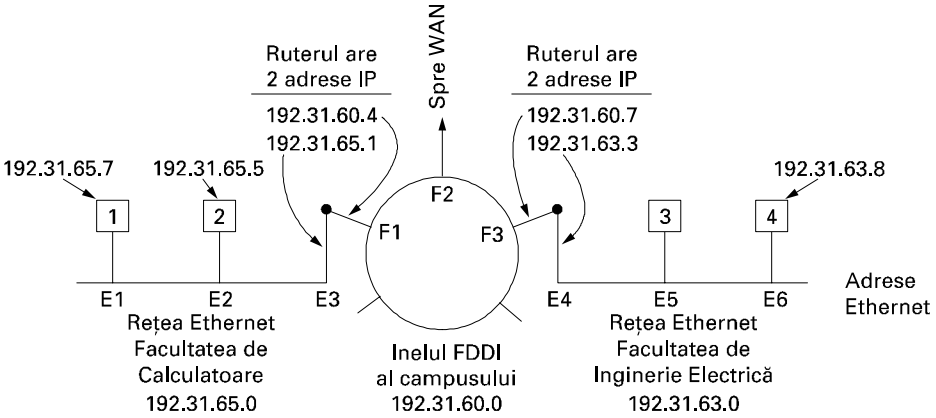


Fig. 5-62. Trei rețele /24 interconectate: două rețele Ethernet și un inel FDDI.

Se pune atunci întrebarea: Cum sunt transformate adresele IP în adrese la nivelul legăturii de date, ca de exemplu Ethernet? Pentru a explica care este funcționarea, vom folosi exemplul din fig. 5-62, în care este ilustrată o universitate mică ce are câteva rețele de clasă C (denumită acum /24). Avem două rețele Ethernet, una în facultatea de Calculatoare, cu adresa IP 192.31.65.0 și una în facultatea de Inginerie Electrică, cu adresa IP 192.31.63.0. Acestea sunt conectate printr-un inel FDDI la nivelul campusului, care are adresa IP 192.31.60.0. Fiecare mașină dintr-o rețea Ethernet are o adresă Ethernet unică, etichetată de la E1 la E6, iar fiecare mașină de pe inelul FDDI are o adresă FDDI, etichetată de la F1 la F3.

Să începem prin a vedea cum trimite un utilizator de pe gazda 1 un pachet unui utilizator de pe gazda 2. Presupunem că expeditorul știe numele destinatarului, ceva de genul *ary@eagle.cs.uni.edu*. Primul pas este aflarea adresei IP a gazdei 2, cunoscută ca *eagle.cs.uni.edu*. Această căutare este făcută de sistemul numelor de domenii (DNS), pe care îl vom studia în Cap. 7. Pentru moment, vom presupune că DNS-ul întoarce adresa IP a gazdei 2 (192.31.65.5).

Programele de la nivelurile superioare ale gazdei 1 construiesc un pachet cu 192.31.65.5 în câmpul *adresa destinatarului,* pachet care este trimis programelor IP pentru a-l transmite. Programele IP se uită la adresă și văd că destinatarul se află în propria rețea, dar au nevoie de un mijloc prin care să determine adresa Ethernet a destinatarului. O soluție este să avem undeva în sistem un fișier de configurare care transformă adresele IP în adrese Ethernet. Această soluție este posibilă, desigur, dar pentru organizații cu mii de mașini, menținerea fișierelor actualizate este o acțiune consumatoare de timp și care poate genera erori.

O soluție mai bună este ca gazda 1 să trimită un pachet de difuzare în rețeaua Ethernet întrebând: „Cine este proprietarul adresei IP 192.31.65.5?”. Pachetul de difuzare va ajunge la toate mașinile din rețeaua Ethernet 192.31.65.0 și fiecare își va verifica adresa IP. Numai gazda 2 va răspunde cu adresa sa Ethernet (*E2*). În acest mod gazda 1 află că adresa IP 192.31.65.5 este pe gazda cu adresa Ethernet *E2*. Protocolul folosit pentru a pune astfel de întrebări și a primi răspunsul se numește **ARP** (**Address Resolution Protocol** - Protocolul de rezoluție a adresei). Aproape toate mașinile din Internet îl folosesc. El este definit în RFC 826.

Avantajul folosirii ARP față de fișierele de configurare îl reprezintă simplitatea. Administratorul de sistem nu trebuie să facă prea multe, decât să atribuie fiecărei mașini o adresă IP și să hotărască măștile subrețelelor. ARP-ul face restul.

În acest punct, programele IP de pe gazda 1 construiesc un cadru Ethernet adresat către *E2*, pun pachetul IP (adresat către 193.31.65.5) în câmpul informație utilă și îl lansează pe rețeaua Ethernet. Placa Ethernet a gazdei 2 detectează acest cadru, recunoaște că este un cadru pentru ea, îl ia repede și generează o întrerupere. Driverul Ethernet extrage pachetul IP din informația utilă și îl trimite programelor IP, care văd că este corect adresat și îl prelucrează.

Pentru a face ARP-ul mai eficient sunt posibile mai multe optimizări. Pentru început, la fiecare execuție a ARP, mașina păstrează rezultatul pentru cazul în care are nevoie să contacteze din nou aceeași mașină în scurt timp. Data viitoare va găsi local corespondentul adresei, evitându-se astfel necesitatea unei a doua difuzări. În multe cazuri, gazda 2 trebuie să trimită înapoi un răspuns, ceea ce o forțează să execute ARP, pentru a determina adresa Ethernet a expeditorului. Această difuzare ARP poate fi evitată obligând gazda 1 să includă în pachetul ARP corespondența dintre adresa sa IP și adresa Ethernet. Când pachetul ARP ajunge la gazda 2, perechea (192.31.65.7, E1) este memorată local de ARP pentru o folosire ulterioară. De fapt, toate mașinile din rețeaua Ethernet pot memora această relație în memoria ARP locală.

Altă optimizare este ca fiecare mașină să difuzeze corespondența sa de adrese la pornirea mașinii. Această difuzare este realizată în general printr-un pachet ARP de căutare a propriei adrese IP. Nu ar trebui să existe un răspuns, dar un efect lateral al difuzării este introducerea unei înregistrări în memoria ascunsă ARP a tuturor. Dacă totuși sosește un răspuns (neașteptat), înseamnă că două mașini au aceeași adresă IP. Noua mașină ar trebui să-l informeze pe administratorul de sistem și să nu pornească.

Pentru a permite schimbarea relației, de exemplu, când o placă Ethernet se strică și este înlocuită cu una nouă (și astfel apare o nouă adresă Ethernet), înregistrările din memoria ascunsă ARP ar trebui să expire după câteva minute.

Să privim din nou fig. 5-62, numai că de această dată gazda 1 vrea să trimită un pachet către gazda 4 (192.31.63.8). Folosirea ARP va eșua pentru că gazda 4 nu va vedea difuzarea (ruterele nu trimit mai departe difuzările de nivel Ethernet). Există două soluții. Prima: ruterul facultății de Calculatoare poate fi configurat să răspundă la cererile ARP pentru rețeaua 193.31.63.0 (și posibil și pentru alte rețele locale). În acest caz, gazda 1 va memora local perechea (193.31.63.8, E3) și va trimite tot traficul pentru gazda 4 către ruterul local. Această soluție se numește **ARP cu intermediar** (**proxy ARP**). A doua soluție este ca gazda 1 să-și dea seama imediat că destinația se află pe o rețea aflată la distanță și să trimită tot traficul către o adresă Ethernet implicită care tratează tot traficul la distanță, în acest caz *E3*. Această soluție nu necesită ca ruterul facultății de Calculatoare să știe ce rețele la distanță deservește.

În ambele cazuri, ceea ce se întâmplă este că gazda 1 împachetează pachetul IP în câmpul informație utilă dintr-un cadru Ethernet adresat către *E3*. Când ruterul facultății de Calculatoare primeș-

te cadrul Ethernet, extrage pachetul IP din câmpul informație utilă și caută adresa IP din tabelele sale de dirijare. Descoperă că pachetele pentru rețeaua 193.31.63.0 trebuie să meargă către ruterul 192.31.60.7. Dacă nu cunoaște încă adresa FDDI a lui 193.31.60.7, difuzează un pachet ARP pe inel și află că adresa din inel este *F3*. Apoi inserează pachetul în câmpul informație utilă al unui cadru FDDI adresat către *F3* și îl transmite pe inel.

Driverul FDDI al ruterului facultății de Inginerie Electrică scoate pachetul din câmpul informație utilă și îl trimite programelor IP care văd că trebuie să trimită pachetul către 192.31.63.8. Dacă această adresă IP nu este în memoria ascunsă ARP, difuzează o cerere ARP pe rețeaua Ethernet a facultății de Inginerie Electrică și află că adresa destinație este *E6*, astfel încât construiește un cadru Ethernet adresat către *E6*, pune pachetul în câmpul informație utilă și îl trimite în rețeaua Ethernet. Când cadrul Ethernet ajunge la gazda 4, pachetul este extras din cadru și trimis programelor IP pentru procesare.

Transferul între gazda 1 și o rețea la distanță peste un WAN funcționează în esență asemănător, cu excepția că de data aceasta tabelele ruterului facultății de Calculatoare îi vor indica folosirea ruterului WAN, a cărui adresă FDDI este *F2*.

RARP, BOOTP și DHCP

ARP-ul rezolvă problema aflării adresei Ethernet corespunzătoare unei adrese IP date. Câteodată trebuie rezolvată problema inversă: dându-se o adresă Ethernet, care este adresa IP corespunzătoare? În particular, această problemă apare când se pornește o stație de lucru fără disc. O astfel de mașină va primi, în mod normal, imaginea binară a sistemului său de operare de la un server de fișiere la distanță. Dar cum își află adresa IP?

Prima soluție proiectată a fost **RARP** (**Reverse Address Resolution Protocol** - Protocol de rezoluție inversă a adresei) (definit în RFC 903). Acest protocol permite unei stații de lucru de-abia pornită să difuzeze adresa sa Ethernet și să spună: „Adresa mea Ethernet de 48 de biți este 14.04.05.18.01.25. Știe cineva adresa mea IP?" Serverul RARP vede această cerere, caută adresa Ethernet în fișierele sale de configurare și trimite înapoi adresa IP corespunzătoare.

Folosirea RARP este mai bună decât introducerea unei adrese IP în imaginea de memorie, pentru că permite ca aceeași imagine să fie folosită pe toate mașinile. Dacă adresa IP ar fi fixată înăuntrul imaginii, atunci fiecare stație de lucru ar necesita imaginea sa proprie.

Un dezavantaj al RARP este că, pentru a ajunge la serverul RARP, folosește o adresă destinație numai din 1-uri (difuzare limitată). Cu toate acestea, asemenea difuzări nu sunt propagate de rutere, așa încât este necesar un server RARP în fiecare rețea. Pentru a rezolva această problemă, a fost inventat un protocol alternativ de pornire, numit BOOTP (vezi RFC-urile 951, 1048 și 1084). Spre deosebire de RARP, acesta folosește mesaje UDP, care sunt propagate prin rutere. De asemenea furnizează unei stații de lucru fără disc informații suplimentare, care includ adresa IP a serverului de fișiere care deține imaginea de memorie, adresa IP a ruterului implicit și masca de subrețea care se folosește. BOOTP-ul este descris în RFC 951, 1048 și 1084.

O problemă serioasă cu BOOTP este că necesită configurarea manuală a corespondențelor între adresele IP și adresele Ethernet. Atunci când o nouă gazdă este adăugată la LAN, nu poate folosi BOOTP decât atunci când un administrator îi alocă o adresă IP și introduce manual (adresă Ethernet, adresă IP) în tabelele de configurare BOOTP. Pentru a elimina acest pas predispus la erori, BOOTP a fost extins și i-a fost dat un nou nume: **DHCP** (**Dynamic Host Configuration Protocol** – Protocol dinamic de configurare a gazdei). DHCP permite atât atribuirea manuală

de adrese IP, cât și atribuirea automată. Este descris în RFC-urile 2131 și 2132. În majoritatea sistemelor, a înlocuit în mare parte RARP și BOOTP.

Ca și RARP și BOOTP, DHCP este bazat pe ideea unui server special care atribuie adrese IP gazdelor care cer una. Acest server nu trebuie să se afle în același LAN cu gazda care face cererea. Deoarece serverul DHCP s-ar putea să nu fie accesibil prin difuzare, este nevoie ca în fiecare LAN să existe un **agent de legătură DHCP** (**DHCP relay agent**), așa cum se vede în fi fig. 5-63.

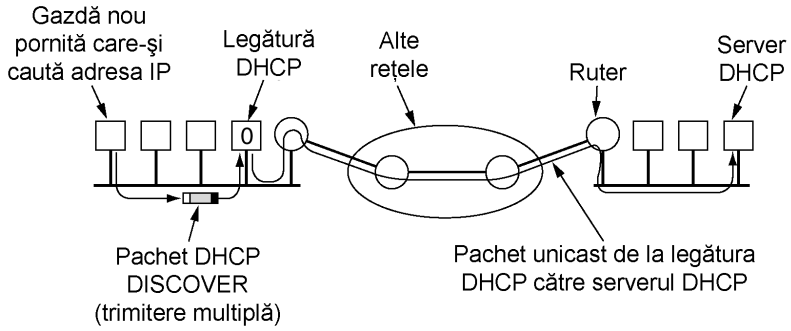


Fig. 5-63. Funcționarea DHCP.

Pentru a-și afla adresa IP, o mașină tocmai pornită difuzează un pachet DHCP DISCOVER. Agentul de legătură DHCP din LAN interceptează toate difuzările DHCP. Atunci când găsește un pachet DHCP DISCOVER, îl trimite ca pachet unicast serverului DHCP, posibil într-o rețea depărtată. Singura informație de care are nevoie agentul este adresa IP a serverului DHCP.

O problemă care apare cu atribuirea automată a adreselor IP dintr-o rezervă comună este cât de mult ar trebui alocată o adresă IP . Dacă o gazdă părăsește rețeaua și nu returnează adresa sa IP serverului DHCP, acea adresă va fi pierdută permanent. După o perioadă de timp vor fi pierdute multe adrese. Pentru a preveni aceasta, atribuirea adresei IP va fi pentru o perioadă fixă de timp, o tehnică numită închiriere. Chiar înainte ca perioada de închiriere să expire, gazda trebuie să îi ceară DHCP-ului o reînnoire. Dacă nu reușește să facă cererea sau dacă cererea este respinsă, gazda nu va mai putea folosi adresa IP care îi fusese dată mai devreme.

5.5.5 Protocolul de dirijare folosit de porțile interioare: OSPF

Am terminat acum studiul protocoalelor de control ale Internetului. Este timpul să trecem la următorul subiect : rutarea în Internet. Așa cum am menționat anterior, Internet-ul este construit dintr-un număr mare de sisteme autonome. Fiecare AS este administrat de o organizație diferită și poate folosi propriul algoritm de dirijare în interior. De exemplu, rețelele interne ale companiilor *X*, *Y* și *Z* ar fi văzute ca trei AS-uri dacă toate ar fi în Internet. Toate trei pot folosi intern algoritmi de dirijare diferiți. Cu toate acestea, existența standardelor, chiar și pentru dirijarea internă, simplifică implementarea la granițele dintre AS-uri și permite reutilizarea codului. În această secțiune vom studia dirijarea în cadrul unui AS. În următoarea, vom examina dirijarea între AS-uri. Un algoritm de dirijare în interiorul unui AS este numit **protocol de porți interioare**; un algoritm de dirijare utilizat între AS-uri este numit **protocol de porți exterioare**.

Protocolul de porți interioare inițial în Internet a fost un protocol de dirijare pe baza vectorilor distanță (RIP) bazat pe algoritmul Bellman-Ford moștenit de la ARPANET. El funcționa bine în sisteme mici, dar mai puțin bine pe măsură ce AS-urile s-au extins. El suferea de asemenea de pro-

blema numărării la infinit și de o convergență slabă în general, așa că în mai 1979 a fost înlocuit de un protocol bazat pe starea legăturilor. În 1988, Internet Engineering Task Force a început lucrul la un succesor. Acel succesor, numit **OSPF** (**Open Shortest Path First** - protocol public (deschis) bazat pe calea cea mai scurtă) a devenit un standard în 1990. Mulți producători de rutere oferă suport pentru el și acesta a devenit principalul protocol de porți interioare. În cele ce urmează vom face o schiță a funcționării OSPF. Pentru informații complete, vedeți RFC 2328.

Dată fiind experiența îndelungată cu alte protocoale de dirijare, grupul care a proiectat noul protocol a avut o listă lungă de cerințe care trebuiau satisfăcute. Mai întâi, algoritmul trebuia publicat în literatura publică (open), de unde provine „O" din OSPF. O soluție în proprietatea unei companii nu era un candidat. În al doilea rând, noul protocol trebuia să suporte o varietate de metrici de distanță, incluzând distanța fizică, întârzierea ș.a.m.d. În al treilea rând, el trebuia să fie un algoritm dinamic, care să se adapteze automat și repede la schimbările în topologie.

În al patrulea rând și nou pentru OSPF, trebuia să suporte dirijarea bazată pe tipul de serviciu. Noul protocol trebuia să fie capabil să dirijeze traficul de timp real într-un mod, iar alt tip de trafic în alt mod. Protocolul IP are câmpul *Tip serviciu*, dar nici un protocol de dirijare nu-l folosea. Acest câmp a fost introdus în OSPF dar tot nu îl folosea nimeni și în cele din urmă a fost eliminat.

În al cincilea rând și în legătură cu cele de mai sus, noul protocol trebuia să facă echilibrarea încărcării, divizând încărcarea pe mai multe linii. Majoritatea protocoalelor anterioare trimit toate pachetele pe cea mai bună cale. Calea de pe locul doi nu era folosită de loc. În multe cazuri, divizarea încărcării pe mai multe linii duce la performanțe mai bune.

În al șaselea rând, era necesar suportul pentru sisteme ierarhice. Până în 1988, Internet a crescut atât de mult, încât nu se poate aștepta ca un ruter să cunoască întreaga topologie. Noul protocol de dirijare trebuia să fie proiectat astfel, încât nici un ruter să nu fie nevoit să cunoască toată topologia.

În al șaptelea rând, se cerea un minim de măsuri de securitate, pentru a evita ca studenții iubitori de distracții să păcălească ruterele trimițându-le informații de dirijare false. În fine, a fost necesară luarea de măsuri pentru a trata ruterele care au fost conectate la Internet printr-un tunel. Protocoalele precedente nu tratau bine acest caz.

OSPF suportă trei tipuri de conexiuni și rețele:

1. Linii punct-la-punct între exact două rutere.
2. Rețele multiacces cu difuzare (de exemplu, cele mai multe LAN-uri).
3. Rețele multiacces fără difuzare (de exemplu, cele mai multe WAN-uri cu comutare de pachete).

O rețea **multiacces** este o rețea care poate să conțină mai multe rutere, fiecare dintre ele putând comunica direct cu toate celelalte. Toate LAN-urile și WAN-urile au această proprietate. Fig. 5-64(a) prezintă un AS care conține toate cele trei tipuri de rețele. Observați că gazdele, în general, nu joacă un rol în OSPF.

OSPF funcționează prin abstractizarea colecției de rețele, rutere și linii reale într-un graf orientat în care fiecărui arc îi este atribuit un cost (distanță, întârziere etc.). Apoi calculează cea mai scurtă cale bazându-se pe ponderile arcelor. O conexiune serială între două rutere este reprezentată de o pereche de arce, câte unul în fiecare direcție. Ponderile lor pot fi diferite. O rețea multiacces este reprezentată de un nod pentru rețeaua însăși plus câte un nod pentru fiecare ruter. Arcele de la nodul rețea la rutere au pondere 0 și sunt omise din graf.

Fig. 5-64(b) prezintă graful pentru rețeaua din fig. 5-64(a). Ponderile sunt simetrice, dacă nu se specifică altfel. Fundamental, ceea ce face OSPF este să reprezinte rețeaua reală printr-un graf ca acesta și apoi să calculeze cea mai scurtă cale de la fiecare ruter la fiecare alt ruter.

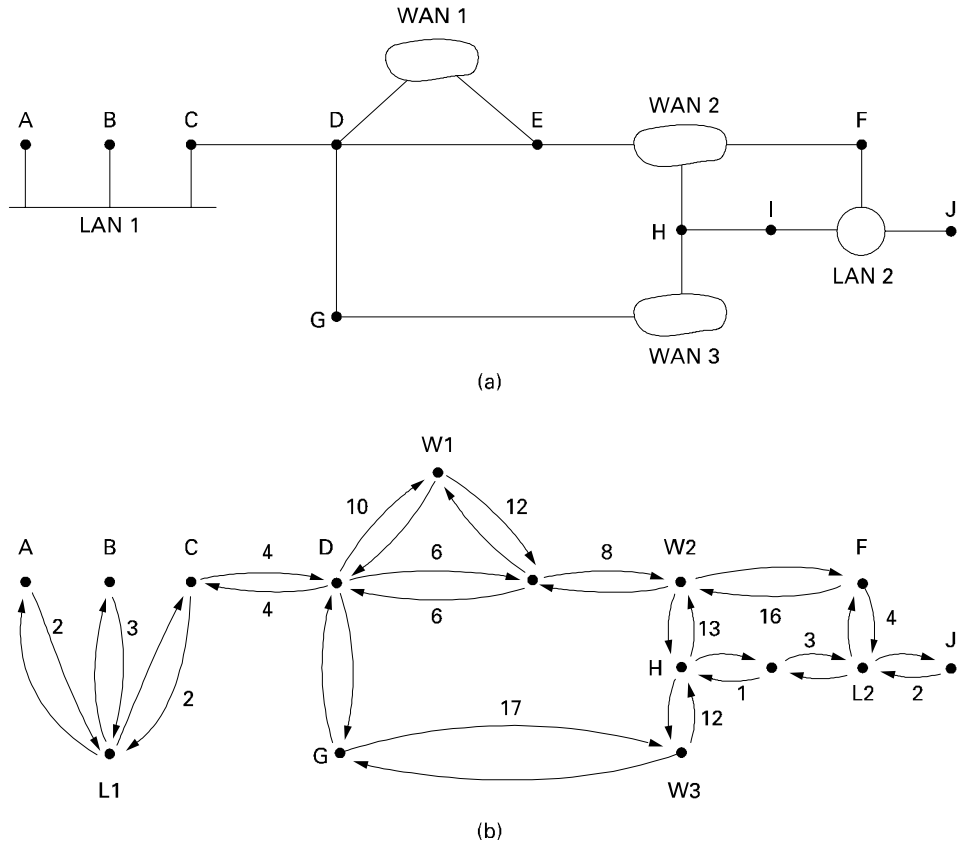


Fig. 5-64. (a) Un sistem autonom. (b) O reprezentare de tip graf a lui (a).

Multe din AS-urile din Internet sunt foarte mari și nu sunt simplu de administrat. OSPF le permite să fie divizate în **zone** numerotate, unde o zonă este o rețea sau o mulțime de rețele învecinate. Zonele nu se suprapun și nu este necesar să fie exhaustive, în sensul că unele rutere pot să nu aparțină nici unei zone. O zonă este o generalizare a unei subrețele. În afara zonei, topologia și detaliile sale nu sunt vizibile.

Orice AS are o zonă **de coloană vertebrală**, numită zona 0. Toate zonele sunt conectate la coloana vertebrală, eventual prin tunele, astfel încât este posibil să se ajungă din orice zonă din AS în orice altă zonă din AS prin intermediul coloanei vertebrale. Un tunel este reprezentat în graf ca un arc și are un cost. Fiecare ruter care este conectat la două sau mai multe zone aparține coloanei vertebrale. Analog cu celelalte zone, topologia coloanei vertebrale nu este vizibilă din afara coloanei vertebrale.

În interiorul unei zone, fiecare ruter are aceeași bază de date pentru starea legăturilor și folosește același algoritm de cea mai scurtă cale. Principala sa sarcină este să calculeze cea mai scurtă cale de la sine la fiecare alt ruter din zonă, incluzând ruterul care este conectat la coloana vertebrală, din care trebuie să existe cel puțin unul. Un ruter care conectează două zone are nevoie de bazele de date pentru ambele zone și trebuie să folosească algoritmul de cale cât mai scurtă separat pentru fiecare zonă.

În timpul operării normale pot fi necesare trei tipuri de căi: intrazonale, interzonale și interAS-uri. Rutele intrazonale sunt cele mai ușoare, din moment ce ruterul sursă știe întotdeauna calea cea

mai scurtă spre ruterul destinație. Dirijarea interzonală se desfășoară întotdeauna în trei pași: drum de la sursă la coloana vertebrală; drum de-a lungul coloanei vertebrale până la zona destinație; drum la destinație. Acest algoritm forțează o configurație de tip stea pentru OSPF, coloana vertebrală fiind concentratorul (hub), iar celelalte zone fiind spițele. Pachetele sunt dirijate de la sursă la destinație „ca atare". Ele nu sunt încapsulate sau trecute prin tunel, cu excepția cazului în care merg spre o zonă a cărei unică conexiune la coloana vertebrală este un tunel. Fig. 5-65 arată o parte a Internetului cu AS-uri și zone.

OSPF distinge patru clase de rutere:

1. Ruterele interne sunt integral în interiorul unei zone.
2. Ruterele de la granița zonei conectează două sau mai multe zone.
3. Ruterele coloanei vertebrale sunt pe coloana vertebrală.
4. Ruterele de la granița AS-urilor discută cu ruterele din alte AS-uri.

Aceste clase pot să se suprapună. De exemplu, toate ruterele de graniță fac parte în mod automat din coloana vertebrală. În plus, un ruter care este în coloana vertebrală, dar nu face parte din nici o altă zonă este de asemenea un ruter intern. Exemple din toate cele patru clase de rutere sunt ilustrate în fig. 5-65.

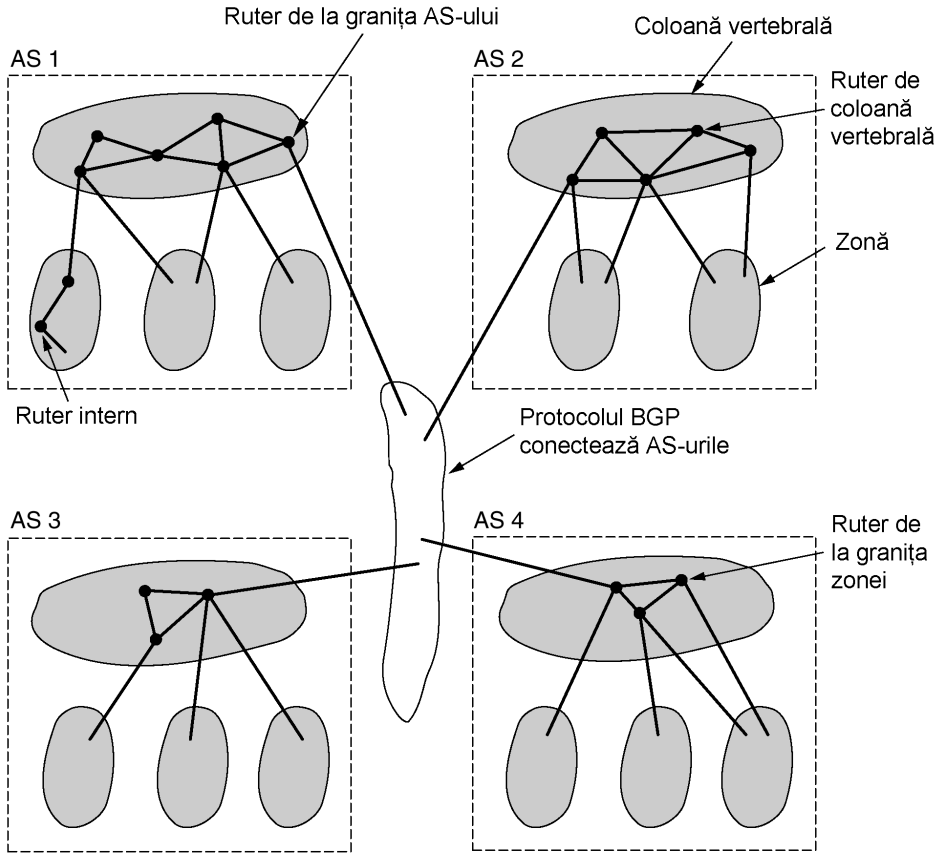


Fig. 5-65. Relația dintre AS-uri, coloane vertebrale și zone în OSPF.

Când un ruter pornește, trimite mesaje HELLO pe toate liniile sale punct-la-punct și trimite multiplu (multicast) în LAN-urile grupului compus din toate celelalte rutere. În WAN-uri, are nevoie de anumite informații de configurație, pentru a ști pe cine să contacteze. Din răspunsuri, fiecare ruter află care sunt vecinii săi. Ruterele din același LAN sunt toate vecine.

OSPF funcționează prin schimb de informații între rutere **adiacente**, care nu este același lucru cu schimbul de informații între ruterele vecine. În particular, este ineficient ca fiecare ruter dintr-un LAN să discute cu fiecare alt ruter din LAN. Pentru a evita această situație, un ruter este ales ca **ruter desemnat**. Se spune că el este adiacent cu toate celelalte rutere din LAN-ul său și schimbă informații cu ele. Ruterele vecine care nu sunt adiacente nu schimbă informații între ele. De asemenea, este actualizat în permanență și un ruter desemnat de rezervă pentru a ușura tranziția dacă ruterul desemnat primar se defectează și trebuie să fie înlocuit imediat.

În timpul funcționării normale, fiecare ruter inundă periodic cu mesaje ACTUALIZARE STARE LEGĂTURĂ (Link State Update) fiecare ruter adiacent. Acest mesaj indică starea sa și furnizează costurile folosite în baza de date topologică. Mesajele de inundare sunt confirmate pentru a le face sigure. Fiecare mesaj are un număr de secvență, astfel încât un ruter poate vedea dacă un mesaj ACTUALIZARE STARE LEGĂTURĂ este mai vechi sau mai nou decât ceea ce are deja. De asemenea, ruterele trimit aceste mesaje când o linie cade sau își revine sau când costul acesteia se modifică.

Mesajele DESCRIERE BAZA DE DATE (Database Description) dau numerele de secvență pentru toate intrările de stare a liniei deținute actual de emițător. Prin compararea valorilor proprii cu acelea ale emițătorului, receptorul poate determina cine are cea mai recentă valoare. Aceste mesaje sunt folosite când o linie este refăcută.

Fiecare partener poate cere informații de stare a legăturii de la celălalt folosind mesaje CERERE STARE LEGĂTURĂ (Link State Request). Rezultatul concret al acestui algoritm este că fiecare pereche de rutere adiacente verifică să vadă cine are cele mai recente date și astfel, noua informație este răspândită în zonă. Toate aceste mesaje sunt trimise ca simple pachete IP. Cele cinci tipuri de mesaje sunt rezumate în fig. 5-66.

Tip mesaj	Descriere
Hello	Folosit pentru descoperirea vecinilor
Actualizare Stare Legătură	Emițătorul furnizează vecinilor săi costurile sale
Confirmare Stare Legătură	Confirmă actualizarea stării legăturii
Descriere Bază de Date	Anunță ce actualizări are emițătorul
Cerere Stare Legătură	Cere informații de la partener

Fig. 5-66. Cele cinci tipuri de mesaje OSPF.

În final, putem să asamblăm toate piesele. Folosind inundarea, fiecare ruter informează toate celelalte rutere din zona sa despre vecinii și costurile sale. Această informație permite fiecărui ruter să construiască graful zonei (zonelor) sale și să calculeze cea mai scurtă cale. Zona de coloană vertebrală face și ea același lucru. În plus, ruterele de coloană vertebrală acceptă informația de la ruterele zonei de graniță cu scopul de a calcula cea mai bună cale de la fiecare ruter de coloană vertebrală către fiecare alt ruter. Această informație este propagată înapoi către ruterele zonei de graniță, care o fac publică în zonele lor. Folosind această informație, un ruter gata să trimită un pachet interzonal poate selecta cel mai bun ruter de ieșire către coloana vertebrală.

5.6.5 Protocolul de dirijare pentru porți externe: BGP

În cadrul unui singur AS, protocolul de dirijare recomandat este OSPF (deși, desigur, nu este singurul folosit). Între AS-uri se folosește un protocol diferit, **BGP** (**Border Gateway Protocol** - Protocolul porților de graniță). Între AS-uri este necesar un protocol diferit pentru că scopurile unui protocol pentru porți interioare și ale unui protocol pentru porți exterioare sunt diferite. Tot ce trebuie să facă un protocol pentru porți interioare este să mute pachetele cât mai eficient de la sursă la destinație. El nu trebuie să-și facă probleme cu politica.

Ruterele ce folosesc protocolul de porți exterioare trebuie să țină cont într-o mare măsură de politică (Metz, 2001). De exemplu, un AS al unei corporații poate dori facilitatea de a trimite pachete oricărui sit Internet și să recepționeze pachete de la orice sit Internet. Cu toate acestea, poate să nu dorească să asigure tranzitarea pentru pachetele originare dintr-un AS străin destinate unui AS străin diferit, chiar dacă prin AS-ul propriu trece cea mai scurtă cale dintre cele două AS-uri străine („Asta este problema lor, nu a noastră."). Pe de altă parte, poate fi dispus să asigure tranzitarea pentru vecinii săi, sau chiar pentru anumite AS-uri care au plătit pentru acest serviciu. Companiile telefonice, de exemplu, pot fi fericite să acționeze ca un purtător pentru clienții lor, dar nu și pentru alții. Protocoalele pentru porți externe, în general și BGP în particular, au fost proiectate pentru a permite forțarea multor tipuri de politici de dirijare pentru traficul între AS-uri.

Politicile tipice implică considerații politice, de securitate sau economice. Câteva exemple de constrângeri de dirijare sunt:

1. Nu se tranzitează traficul prin anumite AS-uri.
2. Nu se plasează Irak-ul pe o rută care pornește din Pentagon.
3. Nu se folosesc Statele Unite pentru a ajunge din Columbia Britanică în Ontario.
4. Albania este tranzitată numai dacă nu există altă alternativă către destinație.
5. Traficul care pleacă sau ajunge la IBM nu trebuie să tranziteze Microsoft.

În mod obișnuit politicile sunt configurate manual în fiecare ruter BGP (sau sunt incluse folosind un anumit tip de script). Ele nu sunt parte a protocolului însuși.

Din punctul de vedere al unui ruter BGP, lumea constă din AS-uri și liniile care le conectează. Două AS-uri sunt considerate conectate dacă există o linie între două rutere de graniță din fiecare. Dat fiind interesul special al BGP-ului pentru traficul în tranzit, rețelele sunt grupate în trei categorii. Prima categorie este cea a **rețelelor ciot (stub networks)**, care au doar o conexiune la graful BGP. Acestea nu pot fi folosite pentru traficul în tranzit pentru că nu este nimeni la capătul celălalt. Apoi vin **rețelele multiconectate**. Acestea pot fi folosite pentru traficul în tranzit, cu excepția a ceea ce ele refuză. În final, sunt **rețele de tranzit**, cum ar fi coloanele vertebrale, care sunt doritoare să manevreze pachetele altora, eventual cu unele restricții, și de obicei pentru o plată.

Perechile de rutere BGP comunică între ele stabilind conexiuni TCP. Operarea în acest mod oferă comunicație sigură și ascunde toate detaliile rețelelor traversate.

BGP este la bază un protocol bazat pe vectori distanță, dar destul de diferit de majoritatea celorlalte cum ar fi RIP. În loc să mențină doar costul până la fiecare destinație, fiecare ruter BGP memorează calea exactă folosită. Similar, în loc să trimită periodic fiecărui vecin costul său estimat către fiecare destinație posibilă, fiecare ruter BGP comunică vecinilor calea exactă pe care o folosește.

Ca exemplu, să considerăm ruterele BGP din fig. 5-67(a). În particular, să considerăm tabela de dirijare a lui *F*. Să presupunem că el folosește calea *FGCD* pentru a ajunge la *D*. Când vecinii îi dau

informațiile de dirijare, ei oferă căile lor complete, ca în fig. 5-67(b) (pentru simplitate, este arătată doar destinația *D*).

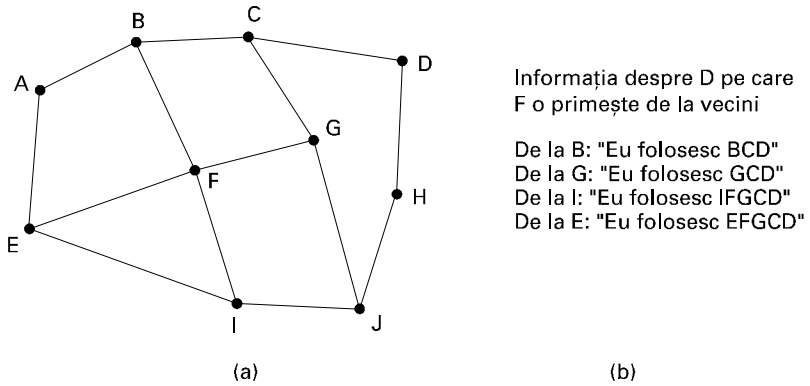


Fig. 5-67. (a) O mulțime de rutere BGP. (b) Informația trimisă lui *F*.

După ce sosesc toate căile de la vecini, *F* le examinează pentru a vedea care este cea mai bună. El elimină imediat căile de la *I* și *E*, din moment ce aceste căi trec chiar prin F. Alegerea este apoi între B și G. Fiecare ruter BGP conține un modul care examinează căile către o destinație dată și le atribuie scoruri, întorcând, pentru fiecare cale, o valoare pentru „distanța" către acea destinație. Orice cale care violează o constrângere politică primește automat un scor infinit. Apoi, ruterul adoptă calea cu cea mai scurtă distanță. Funcția de acordare a scorurilor nu este parte a protocolului BGP și poate fi orice funcție doresc administratorii de sistem.

BGP rezolvă ușor problema numără-la-infinit care chinuie alți algoritmi bazați pe vectori distanță. De exemplu, să presupunem că *G* se defectează sau că linia *FG* cade. Atunci *F* primește căi de la ceilalți trei vecini rămași. Aceste rute sunt *BCD*, *IFGCD* și *EFGCD*. El poate observa imediat că ultimele două căi sunt inutile, din moment ce trec chiar prin *F*, așa că alege *FBCD* ca noua sa cale. Alți algoritmi bazați pe vectori distanță fac de multe ori alegerea greșită, pentru că ei nu pot spune care din vecinii lor au căi independente către destinație și care nu. Definirea BGP-ului se găsește în RFC 1771 și 1774.

5.6.6 Trimiterea multiplă în Internet

Comunicația IP normală este între un emițător și un receptor. Cu toate acestea, pentru unele aplicații, este util ca un proces să fie capabil să trimită simultan unui număr mare de receptori. Exemple sunt actualizarea bazelor de date distribuite multiplicate, transmiterea cotărilor de la bursă mai multor agenți de bursă, tratarea convorbirilor telefonice de tipul conferințelor digitale (așadar cu mai mulți participanți).

IP-ul suportă trimiterea multiplă (multicast), folosind adrese de clasă D. Fiecare adresă de clasă D identifică un grup de gazde. Pentru identificarea grupurilor sunt disponibili douăzeci și opt de biți, așa încât pot exista în același moment peste 250 milioane de grupuri. Când un proces trimite un pachet unei adrese de clasă D, se face cea mai bună încercare pentru a-l livra tuturor membrilor grupului adresat, dar nu sunt date garanții. Unii membri pot să nu primească pachetul.

Sunt suportate două tipuri de adrese de grup: adrese permanente și adrese temporare. Un grup permanent există întotdeauna și nu trebuie configurat. Fiecare grup permanent are o adresă de grup permanentă. Câteva exemple de adrese de grup permanente sunt:

224.0.0.1 Toate sistemele dintr-un LAN.
224.0.0.2 Toate ruterele dintr-un LAN.
224.0.0.5 Toate ruterele OSPF dintr-un LAN.
224.0.0.6 Toate ruterele desemnate dintr-un LAN.

Grupurile temporare trebuie create înainte de a fi utilizate. Un proces poate cere gazdei sale să intre într-un anume grup. De asemenea, el poate cere gazdei sale să părăsească grupul. Când ultimul proces părăsește un grup, acel grup nu mai este prezent pe calculatorul său gazdă. Fiecare gazdă memorează căror grupuri aparțin la un moment dat procesele sale.

Trimiterea multiplă este implementată de rutere speciale de trimitere multiplă, care pot sau nu coabita cu ruterele standard. Cam o dată pe minut, fiecare ruter de trimitere multiplă face o trimitere multiplă hardware (la nivel legătură de date) pentru gazdele din LAN-ul său (adresa 224.0.0.1), cerându-le să raporteze căror grupuri aparțin procesele lor la momentul respectiv. Fiecare gazdă trimite înapoi răspunsuri pentru toate adresele de clasă D de care este interesată.

Aceste pachete de întrebare și răspuns folosesc un protocol numit **IGMP** (**Internet Group Management Protocol** - Protocol de gestiune a grupurilor Internet), care se aseamănă întrucâtva cu ICMP. El are numai două tipuri de pachete: întrebare și răspuns, fiecare cu un format fix, simplu, care conține unele informații de control în primul cuvânt al câmpului informație utilă și o adresă de clasă D în al doilea cuvânt. El este descris în RFC 1112.

Dirijarea cu trimitere multiplă este realizată folosind arbori de acoperire. Fiecare ruter de dirijare multiplă schimbă informații cu vecinii săi, folosind un protocol modificat bazat pe vectori distanță cu scopul ca fiecare să construiască pentru fiecare grup un arbore de acoperire care să acopere toți membrii grupului. Pentru a elimina ruterele și rețelele neinteresate de anumite grupuri, se utilizează diverse optimizări de reducere a arborelui. Pentru evitarea deranjării nodurilor care nu fac parte din arborele de acoperire, protocolul folosește intensiv trecerea prin tunel.

5.6.7 IP mobil

Mulți utilizatori ai Internet-ului au calculatoare portabile și vor să rămână conectați la Internet atunci când vizitează un sit Internet aflat la distanță, și chiar și pe drumul dintre cele două. Din nefericire, sistemul de adresare IP face lucrul la depărtare de casă mai ușor de zis decât de făcut. În această secțiune vom examina problema și soluția. O descriere mai detaliată este dată în (Perkins, 1998a).

Problema apare chiar în schema de adresare. Fiecare adresă IP conține un număr de rețea și un număr de gazdă. De exemplu, să considerăm mașina cu adresa IP 160.80.40.20/16. Partea 160.80 indică numărul de rețea (8272 în notație zecimală). Ruterele din toată lumea au tabele de dirijare care spun ce linie se folosește pentru a ajunge la rețeaua 160.80. Oricând vine un pachet cu adresa IP destinație de forma 160.80.xxx.yyy, pachetul pleacă pe respectiva linie.

Dacă, dintr-o dată, mașina cu adresa respectivă este transferată într-un alt loc din Internet, pachetele vor continua să fie dirijate către LAN-ul (sau ruterul) de acasă. Proprietarul nu va mai primi poștă electronică și așa mai departe. Acordarea unei noi adrese IP mașinii, adresă care să corespundă cu noua sa locație, nu este atractivă pentru că ar trebui să fie informate despre schimbare un mare număr de persoane, programe și baze de date.

O altă abordare este ca ruterele să facă dirijarea folosind adresa IP completă, în loc să folosească numai adresa rețelei. Cu toate acestea, această strategie ar necesita ca fiecare ruter să aibă milioane de intrări în tabele, la un cost astronomic pentru Internet.

Când oamenii au început să ceară posibilitatea de a-și conecta calculatoarele portabile oriunde s-ar duce, IETF a constituit un Grup de Lucru pentru a găsi o soluție. Grupul de Lucru a formulat rapid un număr de obiective considerate necesare în orice soluție. Cele majore au fost:

1. Fiecare gazdă mobilă trebuie să fie capabilă sa folosească adresa sa IP de baza oriunde.
2. Nu au fost permise schimbări de programe pentru gazdele fixe.
3. Nu au fost permise schimbări pentru programele sau tabelele ruterelor.
4. Cele mai multe pachete pentru gazdele mobile nu ar trebui să facă ocoluri pe drum.
5. Nu trebuie să apară nici o suprasolicitare când o gazdă mobilă este acasă.

Soluția aleasă este cea descrisă în secțiunea 5.2.8. Pentru a o recapitula pe scurt, fiecare sit care dorește să permită utilizatorilor săi să se deplaseze trebuie să asigure un agent local. Fiecare sit care dorește să permită accesul vizitatorilor trebuie să creeze un agent pentru străini. Când o gazdă mobilă apare într-un sit străin, ea contactează gazda străină de acolo și se înregistrează. Gazda străină contactează apoi agentul local al utilizatorului și îi dă o **adresă a intermediarului**, în mod normal adresa IP proprie a agentului pentru străini.

Când un pachet ajunge în LAN-ul de domiciliu al utilizatorului, el vine la un ruter atașat la LAN. Apoi ruterul încearcă să localizeze gazda în mod uzual, prin difuzarea unui pachet ARP întrebând, de exemplu: „Care este adresa Ethernet a lui 160.80.40.20?” Agentul local răspunde la această întrebare dând propria adresă Ethernet. Apoi ruterul trimite pachetele pentru 160.80.40.20 la agentul local. El, în schimb, le trimite prin tunel la adresa intermediarului prin încapsularea lor în câmpul informație utilă al unui pachet IP adresat agentului pentru străini. După aceasta, agentul pentru străini le desface și le livrează la adresa de nivel legătură de date a gazdei mobile. În plus, agentul local dă emițătorului adresa intermediarului, așa încât viitoarele pachete pot fi trimise prin tunel direct la agentul pentru străini. Această soluție răspunde tuturor cerințelor expuse mai sus.

Probabil că merită menționat un mic amănunt. În momentul în care gazda mobilă se mută, probabil că ruterul are adresa ei Ethernet (care în curând va fi invalidă) memorată în memoria ascunsă. Pentru a înlocui această adresă Ethernet cu cea a agentului local, se folosește un truc numit **ARP gratuit**. Acesta este un mesaj special, nesolicitat, către ruter pe care îl determină să schimbe o anumită intrare din memoria ascunsă, în acest caz cea a gazdei mobile care urmează să plece. Când, mai târziu, gazda mobilă se întoarce, este folosit același truc pentru a actualiza din nou memoria ascunsă a ruterului.

Nu există nimic în proiect care să împiedice o gazdă mobilă să fie propriul său agent pentru străini, dar această abordare funcționează numai dacă gazda mobilă (în postura sa de agent pentru străini) este conectată logic în Internet la situl său curent. De asemenea, ea trebuie să fie capabilă să obțină pentru folosire o adresă (temporară) de intermediar. Acea adresă IP trebuie să aparțină LAN-ului în care este atașată în mod curent.

Soluția IETF pentru gazde mobile rezolvă un număr de alte probleme care nu au fost menționate până acum. De exemplu, cum sunt localizați agenții? Soluția este ca fiecare agent să-și difuzeze periodic adresa și tipul de serviciu pe care dorește să-l ofere (de exemplu, agent local, pentru străini sau amândouă). Când o gazdă mobilă ajunge undeva, ea poate asculta așteptând aceste difuzări, numite **anunțuri**. Ca o alternativă, ea poate difuza un pachet prin care își anunță sosirea și să spere că agentul pentru străini local îi va răspunde.

O altă problemă care a trebuit rezolvată este cum să se trateze gazdele mobile nepoliticoase, care pleacă fără să spună la revedere. Soluția este ca înregistrarea să fie valabilă doar pentru un interval de timp fixat. Dacă nu este reîmprospătată periodic, ea expiră și ca urmare gazda străină poate să-și curețe tabelele.

O altă problemă este securitatea. Când un agent local primește un mesaj care-i cere să fie amabil să retrimită toate pachetele Robertei la o anume adresă IP, ar fi mai bine să nu se supună decât dacă este convins că Roberta este sursa acestei cereri și nu altcineva încercând să se dea drept ea. În acest scop sunt folosite protocoale criptografice de autentificare. Vom studia asemenea protocoale în cap. 8.

Un punct final adresat de Grupul de Lucru se referă la nivelurile de mobilitate. Să ne imaginăm un avion cu o rețea Ethernet la bord folosită de către calculatoarele de navigare și de bord. În această rețea Ethernet există un ruter standard, care discută cu Internet-ul cablat de la sol printr-o legătură radio. Într-o bună zi, unui director de marketing isteț îi vine ideea să instaleze conectoare Ethernet în toate brațele fotoliilor, astfel încât și pasagerii cu gazde mobile să se poată conecta.

Acum avem două niveluri de mobilitate: calculatoarele proprii ale aeronavei, care sunt staționare în raport cu rețeaua Ethernet și calculatoarele pasagerilor, care sunt mobile în raport cu ea. În plus, ruterul de la bord este mobil în raport cu ruterele de la sol. Mobilitatea în raport cu un sistem care este la rândul său mobil este tratată folosind recursiv tunele.

5.6.8 IPv6

În timp ce CIDR și NAT îi mai pot acorda câțiva ani, toată lumea își dă seama că zilele IP-ului în forma curentă (IPv4) sunt numărate. În plus față de aceste probleme tehnice, există un alt aspect întrezărit în fundal. La începuturile sale, Internet-ul a fost folosit în mare măsură de universități, industria de vârf și de guvernul Statelor Unite (în mod special de Departamentul Apărării). O dată cu explozia interesului față de Internet începând de la mijlocul anilor 1990, a început să fie utilizat de un grup diferit de persoane, în special persoane cu cerințe diferite. Pe de o parte, numeroase persoane cu calculatoare portabile fără fir îl folosesc pentru a ține legătura cu baza de acasă. Pe de altă parte, o dată cu iminenta convergență a industriilor calculatoarelor, comunicațiilor și a distracțiilor, s-ar putea să nu mai fie mult până când fiecare telefon sau televizor din lume va fi un nod Internet, producând un miliard de mașini folosite pentru audio și video la cerere. În aceste condiții, a devenit clar că IP-ul trebuie să evolueze și să devină mai flexibil.

Observând aceste probleme la orizont, IETF a început să lucreze în 1990 la o nouă versiune de IP, una care să nu își epuizeze niciodată adresele, să rezolve o gamă largă de alte probleme și să fie totodată mai flexibilă și mai eficientă. Obiectivele majore au fost:

1. Să suporte miliarde de gazde, chiar cu alocare ineficientă a spațiului de adrese.
2. Să reducă dimensiunea tabelelor de dirijare.
3. Să simplifice protocolul, pentru a permite ruterelor să proceseze pachetele mai rapid.
4. Să asigure o securitate mai bună (autentificare și confidențialitate) față de IP-ul curent.
5. Să acorde o mai mari atenție tipului de serviciu, în special pentru datele de timp real.
6. Să ajute trimiterea multiplă, permițând specificarea de domenii.
7. Să creeze condițiile pentru ca o gazdă să poată migra fără schimbarea adresei sale.
8. Să permită evoluția protocolului în viitor.
9. Să permită coexistența noului și vechiului protocol pentru câțiva ani.

Pentru a găsi un protocol care să îndeplinească toate aceste cerințe, IETF a emis o cerere de propuneri și discuții în RFC 1550. Au fost primite douăzeci și unu de răspunsuri, nu toate din ele propuneri complete. Până în decembrie 1992, au ajuns pe masa discuțiilor șapte propuneri serioase. Ele variau de la efectuarea de mici cârpeli la IP până la renunțarea completă la el și înlocuirea cu un protocol complet nou.

O propunere a fost folosirea TCP peste CLNP, care cu cei 160 de biți de adresă ai săi ar fi oferit spațiu de adrese suficient pentru totdeauna și ar fi unificat două protocoale majore de nivel rețea. Cu toate acestea, multe persoane au simțit că aceasta ar fi fost o acceptare a faptului că, de fapt, a fost făcut ceva chiar bine în lumea OSI, o afirmație considerată incorectă din punct de vedere politic în cercurile Internet. CLNP a fost modelat apropiat de IP, așa încât cele două nu sunt chiar atât de diferite. De fapt, protocolul care a fost ales în final diferă de IP cu mult mai mult decât diferă CLNP. O altă lovitură împotriva CLNP a fost slabul suport pentru tipuri de servicii, ceva necesar pentru transmiterea eficientă de multimedia.

Trei din cele mai bune propuneri au fost publicate în *IEEE Network* (Deering, 1993; Francis, 1993 și Katz și Ford, 1993). După multe discuții, revizii și manevre de culise, a fost selectată o versiune combinată modificată a propunerilor lui Deering și Francis, până atunci numită **SIPP** (**Simple Internet Protocol Plus** - Protocol simplu, îmbunătățit, pentru Internet) și i s-a dat numele de **IPv6**.

IPv6 îndeplinește obiectivele destul de bine. El menține caracteristicile bune ale IP-ului, le elimină sau atenuează pe cele rele și adaugă unele noi acolo unde este nevoie. În general, IPv6 nu este compatibil cu IPv4, dar el este compatibil cu celelalte protocoale Internet auxiliare, incluzând TCP, UDP, ICMP, IGMP, OSPF, BGP și DNS, câteodată fiind necesare mici modificări (majoritatea pentru a putea lucra cu adrese mai lungi). Principalele trăsături ale IPv6 sunt discutate mai jos. Mai multe informații despre el pot fi găsite în RFC 2460 până la RFC 2466.

În primul rând și cel mai important, IPv6 are adrese mai lungi decât IPv4. Ele au o lungime de 16 octeți, ceea ce rezolvă problema pentru a cărei soluționare a fost creat IPv6: să furnizeze o sursă efectiv nelimitată de adrese Internet. În curând vom spune mai multe despre adrese.

A doua mare îmbunătățire a lui IPv6 este simplificarea antetului. El conține numai 7 câmpuri (față de 13 în IPv4). Această schimbare permite ruterelor să prelucreze pachetele mai rapid, îmbunătățind astfel productivitatea și întârzierea. De asemenea, vom discuta în curând și antetul.

A treia mare îmbunătățire a fost suportul mai bun pentru opțiuni. Această schimbare a fost esențială în noul antet, deoarece câmpurile care erau necesare anterior sunt acum opționale. În plus, modul în care sunt reprezentate opțiunile este diferit, ușurând ruterelor saltul peste opțiunile care nu le sunt destinate. Această caracteristică accelerează timpul de prelucrare a pachetelor.

Un al patrulea domeniu în care IPv6 reprezintă un mare progres este în securitate. IETF a avut porția sa de povești de ziar despre copii precoce de 12 ani care își folosesc calculatoarele personale pentru a sparge bănci sau baze militare în tot Internet-ul. A existat un sentiment puternic că ar trebui făcut ceva pentru a îmbunătăți securitatea. Autentificarea și confidențialitatea sunt trăsături cheie ale noului IP. Ulterior ele au fost adaptate și în IPv4, astfel că în domeniul securității diferențele nu mai sunt așa de mari.

În final, a fost acordată o mai mare atenție calității serviciilor. În trecut s-au făcut eforturi, fără prea mare tragere de inimă, dar acum, o dată cu creșterea utilizării multimedia în Internet, presiunea este și mai mare.

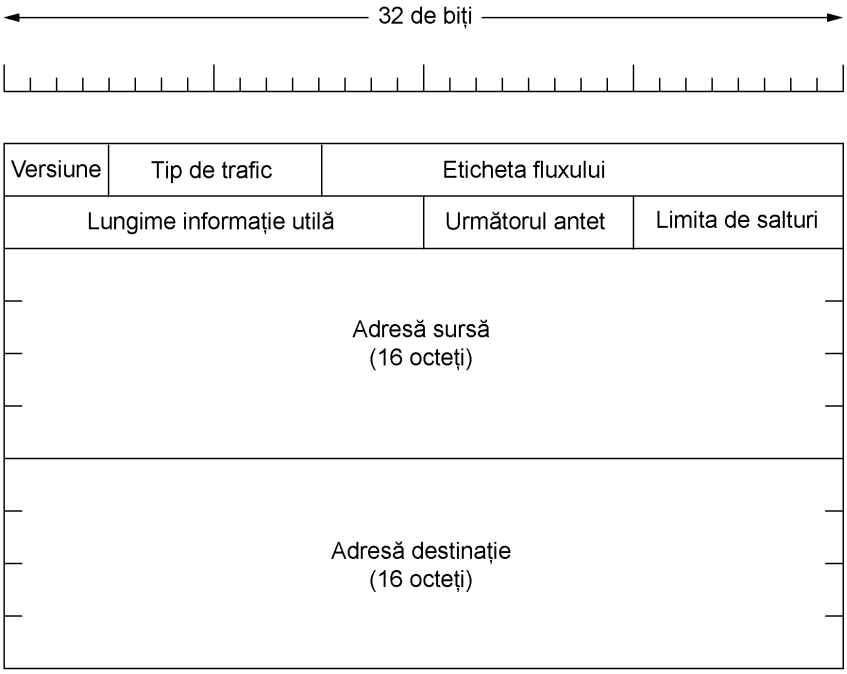


Fig. 5-68. Antetul fix IPv6 (obligatoriu).

Antetul principal IPv6

Antetul IPv6 este prezentat în fig. 5-68. Câmpul *Versiune* este întotdeauna 6 pentru IPv6 (și 4 pentru IPv4). În timpul perioadei de tranziție de la IPv4, care va lua probabil un deceniu, ruterele vor fi capabile să examineze acest câmp pentru a spune ce tip de pachet analizează. Ca un efect lateral, acest test irosește câteva instrucțiuni pe drumul critic, așa încât multe implementări vor încerca să-l evite prin folosirea unui câmp din antetul legăturii de date ca să diferențieze pachetele IPv4 de pachetele IPv6. În acest mod, pachetele pot fi transmise direct rutinei de tratare de nivel rețea corecte. Cu toate acestea, necesitatea ca nivelul legătură de date să cunoască tipurile pachetelor nivelului rețea contravine complet principiul de proiectare care spune că fiecare nivel nu trebuie să cunoască semnificația biților care îi sunt dați de către nivelul de deasupra. Discuțiile dintre taberele „Fă-o corect” și „Fă-o repede” vor fi, fără îndoială, lungi și virulente.

Câmpul *Tip de trafic* (*Traffic class*) este folosit pentru a distinge între pachetele care au diverse cerințe de livrare în timp real. Un câmp cu acest scop a existat în IP de la început, dar a fost implementat sporadic de către rutere. În acest moment se desfășoară experimente pentru a determina cum poate fi utilizat cel mai bine pentru transmisii multimedia.

Câmpul *Eticheta fluxului* este încă experimental, dar va fi folosit pentru a permite unei surse și unei destinații să stabilească o pseudo-conexiune cu proprietăți și cerințe particulare. De exemplu, un șir de pachete de la un proces de pe o anumită gazdă sursă către un anumit proces pe o anumită gazdă destinație poate avea cerințe de întârziere stricte și din acest motiv necesită capacitate de transmisie rezervată. Fluxul poate fi stabilit în avans și poate primi un identificator. Când apare un pachet cu o *Etichetă a fluxului* diferită de zero, toate ruterele pot să o caute în tabelele interne pentru

a vedea ce tip de tratament special necesită. Ca efect, fluxurile sunt o încercare de a combina două moduri: flexibilitatea unei subrețele cu datagrame și garanțiile unei subrețele cu circuite virtuale.

Fiecare flux este desemnat de adresa sursă, adresa destinație și numărul de flux, așa încât, între o pereche dată de adrese IP pot exista mai multe fluxuri active în același timp . De asemenea, în acest mod, chiar dacă două fluxuri venind de la gazde diferite, dar cu același număr de flux trec prin același ruter, ruterul va fi capabil să le separe folosind adresele sursă și destinație. Se așteaptă ca numerele de flux să fie alese aleator, în loc de a fi atribuite secvențial începând cu 1, pentru că se așteaptă ca ruterele să le folosească în tabele de dispersie.

Câmpul *Lungimea informației utile* spune câți octeți urmează după antetul de 40 de octeți din fig. 5-68. Numele a fost schimbat față de câmpul *Lungime totală* din IPv4 deoarece semnificația este ușor modificată: cei 40 de octeți nu mai sunt parte a lungimii (așa cum erau înainte).

Câmpul *Antetul următor* dă de gol proiectanții. Motivul pentru care antetul a putut fi simplificat este că există antete de extensie suplimentare (opționale). Acest câmp spune care din cele șase antete (actuale) de extensie, dacă există vreunul, urmează după cel curent. Dacă acest antet este ultimul antet IP, câmpul *Antetul următor* spune cărui tip de protocol (de exemplu TCP, UDP) i se va transmite pachetul.

Câmpul *Limita salturilor* este folosit pentru a împiedica pachetele să trăiască veșnic. El este, în practică, identic cu câmpul *Timp de viață* din IPv4, și anume un câmp care este decrementat la fiecare salt dintr-o rețea în alta. În teorie, în IPv4 era un timp în secunde, dar nici un ruter nu-l folosea în acest mod, așa încât numele a fost modificat pentru a reflecta modul în care este de fapt folosit.

Apoi urmează câmpurile *Adresă sursă* și *Adresă destinație*. Propunerea originală a lui Deering, SIP, folosea adrese de 8 octeți, dar în timpul procesului de evaluare, multe persoane au simțit că adresele de 8 octeți s-ar putea epuiza în câteva decenii, în timp ce adresele de 16 octeți nu s-ar epuiza niciodată. Alte persoane au argumentat că 16 octeți ar fi un exces, în timp ce alții încurajau folosirea adreselor de 20 de octeți pentru a fi compatibile cu protocolul datagramă OSI. O altă grupare dorea adrese de dimensiune variabilă. După multe discuții, s-a decis că adresele cu lungime fixă de 16 octeți sunt cel mai bun compromis.

Pentru scrierea adreselor de 16 octeți a fost inventată o nouă notație. Ele sunt scrise ca opt grupuri de câte patru cifre hexazecimale cu semnul : (două puncte) între grupuri, astfel:

8000:0000:0000:0000:0123:4567:89AB:CDEF

Din moment ce multe adrese vor avea multe zerouri în interiorul lor, au fost autorizate trei optimizări. Mai întâi, zerourile de la începutul unui grup pot fi omise, astfel încât 0123 poate fi scris ca 123. În al doilea rând, unul sau mai multe grupuri de 16 zerouri pot fi înlocuite de o pereche de semne două puncte (:). Astfel, adresa de mai sus devine acum

8000::123:4567:89AB:CDEF

În final, adresele IPv4 pot fi scrise ca o pereche de semne două puncte și un număr zecimal în vechea formă cu punct, de exemplu

::192.31.20.46

Probabil că nu este necesar să fim atât de expliciți asupra acestui lucru, dar există o mulțime de adrese de 16 octeți. Mai exact, sunt 2^{128} adrese, care reprezintă aproximativ $3x10^{38}$. Dacă întreaga planetă, pământ și apă, ar fi acoperite cu calculatoare, IPv6 ar permite $7x10^{23}$ adrese IP pe metru pătrat. Studenții de la chimie vor observa că acest număr este mai mare decât numărul lui Avogadro. Deși nu a

existat intenția de a da fiecărei molecule de pe suprafața planetei adresa ei IP, nu suntem chiar așa de departe de aceasta.

În practică, spațiul de adrese nu va fi folosit eficient, așa cum nu este folosit spațiul de adrese al numerelor de telefon (prefixul pentru Manhattan, 212, este aproape plin, dar cel pentru Wyoming, 307, este aproape gol). În RFC 3194, Durand și Huitema a calculat că, folosind ca referință alocarea numerelor de telefon, chiar și în cel mai pesimist scenariu, vor fi totuși mult peste 1000 de adrese IP pe metru pătrat de suprafață planetară (pământ sau apă). În orice scenariu credibil, vor fi trilioane de adrese pe metru pătrat. Pe scurt, pare improbabil că vom epuiza adresele în viitorul previzibil.

Este instructiv să comparăm antetul IPv4 (fig. 5-53) cu antetul IPv6 (fig. 5-68) pentru a vedea ce a fost eliminat în IPv6. Câmpul *IHL* a dispărut pentru că antetul IPv6 are o lungime fixă. Câmpul *Protocol* a fost scos pentru că în câmpul *Antetul următor* se indică ce urmează după ultimul antet IP (de exemplu, un segment TCP sau UDP).

Toate câmpurile referitoare la fragmentare au fost eliminate, deoarece IPv6 are o abordare diferită a fragmentării. Pentru început, toate gazdele și ruterele care sunt conforme cu IPv6 trebuie să determine dinamic mărimea datagramei care va fi folosită. Această regulă face ca, de la început, fragmentarea să fie mai puțin probabilă. De asemenea minimul a fost mărit de la 576 la 1280 pentru a permite date de 1024 de octeți și mai multe antete. În plus, când o gazdă trimite un pachet IPv6 care este prea mare, ruterul care este incapabil să îl retransmită trimite înapoi un mesaj de eroare în loc să fragmenteze pachetul. Acest mesaj de eroare îi spune gazdei să spargă toate pachetele viitoare către acea destinație. Este mult mai eficient să obligi gazdele să trimită de la bun început pachete corecte dimensional, decât să obligi ruterele să le fragmenteze din mers.

În sfârșit, câmpul *Sumă de control* este eliminat deoarece calculul acesteia reduce mult performanțele. Datorită rețelelor fiabile folosite acum, combinate cu faptul că nivelurile de legătură de date și de transport au în mod normal propriile sume de control, valoarea a încă unei sume de control nu merita prețul de performanță cerut. Eliminarea tuturor acestor caracteristici a avut ca rezultat un protocol de nivel rețea simplu și eficient. Astfel, obiectivul lui IPv6 – un protocol rapid, dar flexibil, cu o bogăție de spațiu de adrese – a fost atins prin acest proiect.

Antete de extensie

Câteva din câmpurile care lipsesc sunt încă necesare ocazional, astfel încât IPv6 a introdus conceptul de **antet de extensie** (opțional). Aceste antete pot fi furnizate pentru a oferi informații suplimentare, dar codificate într-un mod eficient. În prezent sunt definite șase tipuri de antete de extensie, prezentate în fig. 5-69. Fiecare este opțional, dar dacă sunt prezente mai multe, ele trebuie să apară imediat după antetul fix și, preferabil, în ordinea prezentată.

Antet de extensie	Descriere
Opțiuni salt-după-salt	Diverse informații pentru rutere
Opțiuni pentru destinație	Informații suplimentare pentru destinație
Dirijare	Calea, parțială sau totală, de urmat
Fragmentare	Gestiunea fragmentelor datagramelor
Autentificare	Verificarea identității emițătorului
Informație de siguranță criptată	Informații despre conținutul criptat

Fig. 5-69. Antetele de extensie IPv6.

Unele dintre antete au un format fix; altele conțin un număr variabil de câmpuri de lungime variabilă. Pentru acestea, fiecare element este codificat ca un tuplu (Tip, Lungime, Valoare). *Tipul* este

un câmp de 1 octet care spune ce opțiune este aceasta. Valorile *Tipului* au fost alese astfel, încât primii 2 biți spun ruterelor care nu știu cum să proceseze opțiunea ce anume să facă. Variantele sunt: sărirea opțiunii; eliminarea pachetului; eliminarea pachetului și trimiterea înapoi a unui pachet ICMP; la fel ca mai înainte, doar că nu se trimit pachete ICMP pentru adrese de trimitere multiplă (pentru a preveni ca un pachet eronat de multicast să genereze milioane de răspunsuri ICMP).

Câmpul *Lungime* este de asemenea un câmp de lungime 1 octet. El precizează cât de lungă este valoarea (de la 0 la 255). *Valoarea* este orice informație necesară, până la 255 octeți.

Antetul salt-după-salt este folosit pentru informații ce trebuie examinate de toate ruterele de pe cale. Până acum a fost definită o opțiune: suportul pentru datagrame ce depășesc de 64K. Formatul acestui antet este prezentat în fig. 5-70. Atunci când este folosit, câmpul *Lungimea informației utile* din antetul fix este zero.

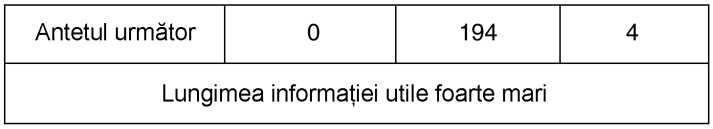


Fig. 5-70. Antetul de extensie salt-după-salt pentru datagrame mari (jumbograme).

Ca toate antetele de extensie, acesta începe cu un octet care spune ce tip de antet este următorul. Acest octet este urmat de unul care spune cât de lung este antetul salt-după-salt în octeți, excluzând primii 8 octeți, care sunt obligatorii. Toate extensiile încep la fel.

Următorii 2 octeți arată că această opțiune definește dimensiunea datagramei (codul 194) ca un număr de 4 octeți. Ultimii 4 octeți dau dimensiunea datagramei. Dimensiunile mai mici de 65.536 nu sunt permise și au ca rezultat eliminarea pachetului de către primul ruter, care va trimite înapoi un mesaj ICMP de eroare. Datagramele care folosesc acest antet de extensie sunt numite **jumbograme**. Folosirea jumbogramelor este importantă pentru aplicațiile supercalculatoarelor care trebuie să transfere gigaocteți de date eficient prin intermediul Internet-ului.

Antetul opțiunilor pentru destinație este prevăzut pentru câmpuri care trebuie interpretate numai de către gazda destinație. În versiunea inițială a IPv6 singura opțiune definită este cea de completare a acestui antet până la un multiplu de 8 octeți, așa că pentru început nu va fi folosit. El a fost inclus pentru a asigura posibilitatea ca un nou software al ruterului sau al gazdei să îl poate trata, în cazul în care cineva, cândva, se gândește la o opțiune pentru destinație.

Antetul de dirijare enumeră unul sau mai multe rutere care trebuie să fie vizitate pe calea spre destinație. Este foarte asemănător cu dirijarea aproximativă din IPv4 prin aceea că toate adresele listate trebuie vizitate în ordine, dar între acestea pot fi vizitate alte rutere nelistate. Formatul antetului de dirijare este prezentat în fig. 5-71.

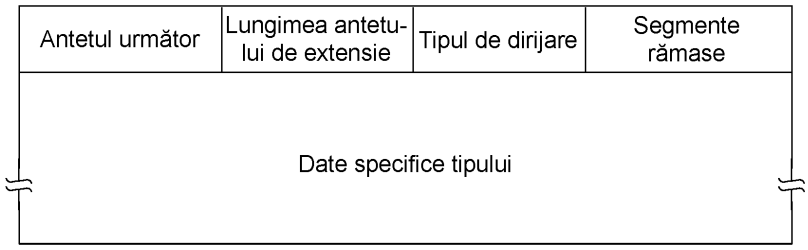


Fig. 5-71. Antetul de extensie pentru dirijare.

Primii 4 octeți ai antetului de extensie de dirijare conțin patru întregi de 1 octet. Câmpurile *Antet următor* și *Lungimea antetului* extensie au fost descrise anterior. Câmpul *Tipul dirijării* precizează formatul părții rămase din header. Tipul 0 arată că după primul cuvânt urmează un cuvânt rezervat pe 32 de biți, urmat de un număr de adrese IPv6. În viitor, în funcție de necesități, ar putea fi inventate alte tipuri. În final, câmpul *Segmente rămase* reține câte adrese din listă nu au fost vizitate și este decrementat de fiecare dată când este vizitată o adresă. Atunci când se ajunge la 0 pachetul este pe cont propriu, fără nici o indicație referitoare la ruta de urmat. De obicei, în acest punct este atât de aproape de destinație încât calea cea mai bună este evidentă.

Antetul fragment tratează fragmentarea într-un mod similar cu cel al IPv4. Antetul menține identificatorul datagramei, numărul de fragment și un bit care spune dacă mai urmează fragmente. În IPv6, spre deosebire de IPv4, numai gazda sursă poate fragmenta un pachet. Ruterele de pe cale nu pot face acest lucru. Deși această schimbare este o rupere filozofică majoră cu trecutul, ea simplifică munca ruterelor și permite ca dirijarea să se facă mai rapid. Așa cum s-a menționat mai sus, dacă un ruter este confruntat cu un pachet care este prea mare, el elimină pachetul și trimite un pachet ICMP înapoi la sursă. Această informație îi permite gazdei sursă să fragmenteze pachetul în bucăți mai mici folosind acest antet și apoi să reîncerce.

Antetul de autentificare oferă un mecanism prin care receptorul unui mesaj poate fi sigur de cel care l-a trimis. Informația utilă de siguranță criptată face posibilă criptarea conținutului unui pachet, astfel încât doar receptorul căruia îi este destinat poate să-l citească. Pentru a-și realiza misiunea aceste antete folosesc tehnici criptografice.

Controverse

Dat fiind procesul de proiectare deschisă și opiniile ferm susținute ale multora dintre persoanele implicate, nu ar trebui să fie o surpriză că multe din deciziile luate pentru IPv6 au fost foarte controversate. În cele ce urmează vom rezuma câteva dintre acestea. Pentru toate amănuntele tăioase, vezi RFC-urile.

Am menționat deja disputa legată de lungimea adresei. Rezultatul a fost un compromis: adrese de lungime fixă de 16 octeți.

O altă dispută s-a dus în jurul lungimii câmpului *Limita salturilor*. O tabără a simțit că limitarea numărului maxim de salturi la 255 (implicită în cazul folosirii unui câmp de 8 biți) ar fi o greșeală grosolană. Până la urmă, căi de 32 de salturi sunt obișnuite în zilele noastre, iar peste 10 ani pot fi obișnuite căi mult mai lungi. Aceste persoane au argumentat că folosirea unui spațiu de adrese enorm a fost clarviziune, dar folosirea unui contor minuscul de salturi a fost miopie. După părerea lor, cel mai mare păcat pe care îl poate comite un informatician este să ofere prea puțini biți într-un loc.

Răspunsul a fost că pot fi aduse argumente pentru lărgirea fiecărui câmp, conducând la un antet umflat. De asemenea, funcția câmpului *Limita salturilor* este de a împiedica hoinăreala pachetelor pentru un timp îndelungat și 65.536 de salturi este mult prea mult. În cele din urmă, pe măsură ce Internet-ul crește, se vor construi din ce în ce mai multe legături de mare distanță, făcând posibilă ajungerea dintr-o țară în alta în cel mult o jumătate de duzină de salturi. Dacă este nevoie de mai mult de 125 de salturi pentru a ajunge de la sursă sau destinație la porțile lor internaționale, ceva este în neregulă cu coloanele vertebrale naționale. Adepții celor 8 biți au câștigat această luptă.

O altă problemă spinoasă a fost dimensiunea maximă a pachetului. Comunitatea supercalculatoarelor a dorit pachete mai mari de 64 KB. Când un supercalculator începe să transfere, aceasta înseamnă într-adevăr lucru serios și nu dorește să fie întrerupt după fiecare 64KB. Argumentul împotri-

va pachetelor mari este că dacă un pachet de 1 MB ajunge la o linie T1 de 1.5 Mbps, acel pachet va monopoliza linia pentru mai mult de 5 secunde, producând o întârziere semnificativă pentru utilizatorii interactivi care partajează linia. Aici s-a ajuns la un compromis: pachetele normale au fost limitate la 64 KB, dar antetul de extensie salt-după-salt poate fi folosit pentru a permite jumbograme.

Un al treilea punct fierbinte a fost eliminarea sumei de control IPv4. Unele persoane au asimilat această mutare cu eliminarea frânelor de la mașină. Făcând acest lucru, mașina devine mai ușoară, astfel încât poate merge mai repede, dar dacă intervine ceva neașteptat, apar probleme.

Argumentul împotriva sumei de control a fost că orice aplicație care are într-adevăr grijă de integritatea datelor trebuie oricum să aibă o sumă de control la nivelul transport, așa încât menținerea a încă o sumă în IP (în plus față de suma de control a nivelului legătură de date) este un exces. Mai mult, experiența a arătat că în IPv4 calculul sumei de control IP era foarte costisitoare. Tabăra împotriva sumei de control a învins de această dată, deci IPv6 nu are o sumă de control.

Gazdele mobile au fost de asemenea un punct de conflict. Dacă un calculator portabil face jumătate din ocolul lumii, poate continua el să opereze la destinație cu aceeași adresă IPv6 sau trebuie să folosească o schemă cu agenți locali și agenți pentru străini? De asemenea, gazdele mobile introduc asimetrii în sistemul de dirijare. Se poate foarte bine întâmpla ca un mic calculator mobil să audă semnalul puternic trimis de un ruter staționar, dar ruterul staționar nu poate auzi semnalul slab trimis de gazda mobilă. În consecință, unele persoane au dorit să includă în IPv6 suport explicit pentru gazde mobile. Acest efort a eșuat pentru că nu s-a putut ajunge la un consens pentru o propunere concretă.

Probabil că cea mai mare bătălie a fost pentru securitate. Toată lumea a fost de acord că este necesară. Războiul a fost pentru unde și cum. Mai întâi unde. Argumentul pentru plasarea la nivelul rețea este că devine un serviciu standard pe care toate aplicațiile îl pot folosi fără o planificare prealabilă. Argumentul contra este că, în general, aplicațiile cu adevărat sigure doresc cel puțin criptare capăt-la-capăt, în care aplicația sursă criptează și aplicația destinație decriptează. Altfel, utilizatorul este la mila unor implementări potențial pline de pene a nivelurilor rețea, implementări asupra cărora nu are nici un control. Răspunsul la acest argument este că aceste aplicații pot să se abțină de la folosirea facilităților de securitate IP și să-și facă treaba ele însele. Replica la aceasta este că persoanele care nu au încredere că rețeaua face treaba cum trebuie, nu doresc să plătească prețul unor implementări de IP lente, greoaie, care au această facilitate, chiar dacă este dezactivată.

Un alt aspect al disputei unde să fie pusă securitatea este legat de faptul că multe țări (dar nu toate) au legi de export severe referitoare la criptografie. Unele, notabil în Franța și Irak, reduc în mare măsură folosirea internă a criptografiei, așa încât oamenii nu pot avea secrete față de poliție. Ca rezultat, orice implementare de IP care utilizează un sistem criptografic suficient de puternic pentru a fi de mare valoare nu poate fi exportat din Statele Unite (și multe alte țări) clienților din lumea întreagă. Necesitatea menținerii a două seturi de programe, unul pentru uz intern și altul pentru export, este un fapt ce întâmpină o opoziție viguroasă din partea firmelor de calculatoare.

Un punct asupra căruia nu au existat controverse este că nimeni nu se așteaptă ca Internet-ul bazat pe IPv4 să fie închis într-o duminică dimineața și să repornească ca un Internet bazat pe IPv6 luni dimineață. În schimb, vor fi convertite „insule” izolate de IPv6, inițial comunicând prin tunele. Pe măsură ce insulele IPv6 cresc, ele vor fuziona în insule mai mari. Până la urmă, toate insulele vor fuziona și Internet-ul va fi convertit complet. Dată fiind investiția masivă în rutere IPv4 în folosință curentă, procesul de conversie va dura probabil un deceniu. Din acest motiv s-a depus o enormă cantitate de efort pentru a asigura că această tranziție va fi cât mai puțin dureroasă posibil. Pentru mai multe informații despre IPv6, vezi (Loshin, 1999).

5.7 REZUMAT

Nivelul rețea furnizează servicii nivelului transport. El se poate baza fie pe circuite virtuale, fie pe datagrame. În ambele cazuri, principala sa sarcină este dirijarea pachetelor de la sursă la destinație. În subrețelele bazate pe circuite virtuale, decizia de dirijare se ia atunci când este stabilit circuitul. În subrețelele bazate pe datagrame decizia este luată pentru fiecare pachet.

În rețelele de calculatoare sunt folosiți mulți algoritmi de dirijare. Algoritmii statici includ dirijarea pe calea cea mai scurtă și inundarea. Algoritmii dinamici include dirijarea după vectorul distanțelor și dirijarea după starea legăturii. Majoritatea rețelelor actuale folosesc unul dintre acești algoritmi. Alte teme importante referitoare la dirijare sunt dirijarea ierarhică, dirijarea pentru gazde mobile, dirijarea pentru difuzare, dirijarea multidestinație și cea în rețele punct-la-punct.

Subrețelele pot deveni cu ușurință congestionate, mărind întârzierea și micșorând productivitatea pentru pachete. Proiectanții rețelelor încearcă să evite congestia printr-o proiectare adecvată. Tehnicile includ politica de retransmitere, folosirea memoriei ascunse, controlul fluxului și altele. Dacă apare congestia, ea trebuie să fie tratată. Pot fi trimise înapoi pachete de șoc, încărcarea poate fi eliminată sau se pot aplica alte metode.

Următorul pas dincolo de simpla tratare a congestiei este încercarea de a se ajunge la calitatea promisă a serviciului. Metodele care pot fi folosite pentru aceasta includ folosirea zonelor tampon la client, modelarea traficului, rezervarea resurselor și controlul accesului. Abordările care au fost proiectate pentru o bună calitate a serviciului includ servicii integrate (ca RSVP), servicii diferențiate și MPLS.

Rețelele diferă prin multe caracteristici, așa că atunci când se conectează mai multe rețele, pot să apară probleme. Uneori problemele pot fi evitate prin trecerea prin tunel a unui pachet ce traversează o rețea ostilă, dar dacă rețeaua sursă și cea destinație diferă, această abordare eșuează. Atunci când rețele diferite au dimensiunile maxime ale pachetelor diferite, se poate produce fragmentarea.

Internet-ul posedă o mare varietate de protocoale legate de nivelul rețea. Acestea includ protocolul de transport al datelor, IP, dar și protocoalele de control ICMP, ARP și RARP și protocoalele de dirijare OSPF și BGP. Internet-ul va rămâne foarte repede fără adrese IP, așa că s-a dezvoltat o nouă versiune de IP, IPv6.

5.8 PROBLEME

1. Dați două exemple de aplicații pentru care este adecvat un serviciu orientat pe conexiune. Apoi dați două exemple pentru care un serviciu fără conexiuni este cel mai potrivit.

2. Există vreo situație în care un serviciu cu circuit virtual va (sau cel puțin ar putea) livra pachetele în altă ordine? Explicați.

3. Subrețelele bazate pe datagrame dirijează fiecare pachet ca pe o unitate separată, independentă de toate celelalte. Subrețelele bazate pe circuite virtuale nu trebuie să facă acest lucru, pentru că fiecare pachet de date urmează o cale predeterminată. Oare această observație înseamnă că

subrețelele bazate pe circuite virtuale nu au nevoie de capacitatea de a dirija pachetele izolate de la o sursă arbitrară către o destinație arbitrară? Explicați răspunsul dat.

4. Dați trei exemple de parametri ai protocolului care ar putea fi negociați atunci când este inițiată o conexiune.

5. Considerați următoarea problemă de proiectare, privind implementarea unui serviciu cu circuit virtual. Dacă în interiorul unei subrețele sunt folosite circuite virtuale, fiecare pachet de date trebuie să conțină un antet de 3 octeți, iar fiecare ruter trebuie să aloce 8 octeți de memorie pentru identificarea circuitelor. Dacă intern sunt folosite datagrame, sunt necesare antete de 15 octeți, dar nu este nevoie de spațiu pentru tabela ruterului. Capacitatea de transmisie costă 1 cent per 10^6 octeți, per salt. Memoria foarte rapidă pentru ruter poate fi cumpărată la prețul de 1 cent per octet și se depreciază peste doi ani (considerând numai orele de funcționare). Din punct de vedere statistic, o sesiune medie durează 1000 de secunde, iar în acest timp sunt transmise 200 de pachete. Un pachet mediu are nevoie de patru salturi. Care implementare este mai ieftină și cu cât?

6. Presupunând că toate ruterele și gazdele funcționează normal și că întregul software din rutere și gazde nu conține nici o eroare, există vreo șansă, oricât de mică, ca un pachet să fie livrat unei destinații greșite?

7. Considerați rețeaua din fig. 5-7, dar ignorați ponderile de pe linii. Presupuneți că algoritmul de rutare utilizat este cel de inundare. Listați toate rutele pe care le va parcurge un pachet trimis de la *A* la *D,* al cărui număr maxim de salturi este 3. De asemenea precizați câte noduri consumă inutil bandă de transmisie.

8. Formulați o euristică simplă pentru găsirea a două căi de la o sursă dată la o destinație dată care pot supraviețui pierderii oricărei linii de comunicație (presupunând că există două astfel de căi). Ruterele sunt considerate suficient de fiabile, deci nu este necesar să ne îngrijoreze posibilitatea căderii ruterelor.

9. Considerați subrețeaua din fig. 5-13(a). Se folosește dirijarea după vectorul distanțelor și următorii vectori tocmai au sosit la ruterul C: de la B: (5, 0, 8, 12, 6, 2); de la D: (16, 12, 6, 0, 9, 10); și de la E: (7, 6, 3, 9, 0, 4). Întârzierile măsurate către B, D și E, sunt 6, 3 și respectiv 5. Care este noua tabelă de dirijare a lui C? Precizați atât linia de ieșire folosită, cât și întârzierea presupusă.

10. Dacă întârzierile sunt înregistrate ca numere de 8 octeți într-o rețea cu 50 de rutere și vectorii cu întârzieri sunt schimbați de două ori pe secundă, cât din lărgimea de bandă a unei linii (duplex integral) este consumată de algoritmul distribuit de dirijare? Presupuneți că fiecare ruter are trei linii către alte rutere.

11. În fig. 5-14 rezultatul operației SAU logic a celor două mulțimi de biți ACF este 111 în fiecare linie. Este acesta doar un accident întâmplat aici sau este valabil pentru toate subrețelele, în toate împrejurările?

12. La dirijarea ierarhică cu 4800 de rutere, ce dimensiuni ar trebui alese pentru regiune și grup, astfel încât să se minimizeze dimensiunea tabelei de dirijare pentru o ierarhie cu trei niveluri?

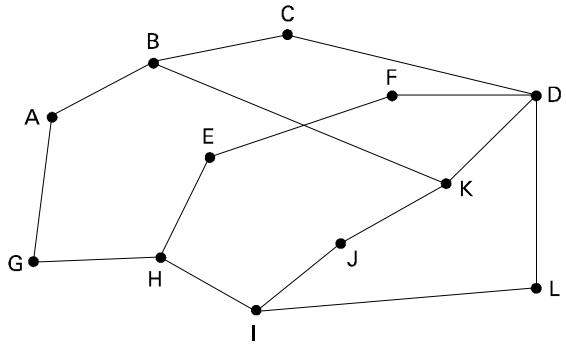
Un punct de pornire este ipoteza că o soluție cu k clustere de k regiuni de k rutere este aproape de optim, ceea ce înseamnă că valoarea k este aproximativ rădăcina cubică a lui 4800 (aproximativ 16). Folosiți încercări repetate pentru a verifica combinațiile cu toți cei trei parametri în vecinătatea lui 16.

13. În text s-a afirmat că atunci când un sistem gazdă mobil nu este acasă, pachetele trimise către LAN-ul de domiciliu sunt interceptate de agentul său local. Pentru o rețea IP pe un LAN 802.3, cum va realiza agentul local această interceptare?

14. Privind subrețeaua din fig. 5-6, câte pachete sunt generate de o difuzare de la B, folosind:
a) urmărirea căii inverse?
b) arborele de scufundare?

15. Fie rețeaua din fig. 5-16(a). Să ne imaginăm că între F și G este adăugată o nouă linie, dar arborele de scufundare din fig. 5-16(b) rămâne neschimbat. Ce modificări survin în fig. 5-16(c) ?

16. Calculați un arbore de acoperire pentru trimitere multiplă pentru ruterul C din rețeaua de mai jos pentru un grup cu membrii la ruterele A, B, C, D, E, F, I și K.



17. În fig. 5-20, difuzează vreodată nodurile H și I la căutarea pornită din A ?

18. Să presupunem că nodul B din fig. 5-20 tocmai a pornit și nu are nici o informație de dirijare în tabelele sale. Brusc, are nevoie de o cale către H. El va difuza pachete cu *TTL* setat la 1, 2, 3 și așa mai departe. De câte runde are nevoie pentru a găsi o cale ?

19. În cea mai simplă variantă a algoritmului Chord pentru căutarea punct-la-punct, căutările nu folosesc tabela de indicatori. În loc de aceasta, ele sunt lineare în jurul cercului în oricare direcție. Poate un nod determina cu precizie în ce direcție trebuie să caute ? Discutați răspunsul.

20. Fie cercul Chord din fig. 5-24. Să presupunem că nodul 10 pornește brusc. Afectează aceasta tabela de indicatori a nodului 1, și dacă da, cum ?

21. Ca un posibil mecanism de control al congestiei într-o subrețea ce folosește intern circuite virtuale, un ruter poate amâna confirmarea unui pachet primit până când (1) știe că ultima sa transmisie de-a lungul circuitului virtual a fost primită cu succes și (2) are un tampon liber. Pentru simplitate, să presupunem că ruterele utilizează un protocol stop-and-wait (pas-cu-pas) și că fie-

care circuit virtual are un tampon dedicat pentru fiecare direcție a traficului. Dacă este nevoie de T sec pentru a trimite un pachet (date sau confirmare) și sunt n rutere de-a lungul căii, care este viteza cu care pachetele sunt livrate gazdei destinație? Presupunem că erorile de transmisie sunt rare, iar conexiunea gazdă-ruter este infinit de rapidă.

22. O subrețea de tip datagramă permite ruterelor să elimine pachete de câte ori este necesar. Probabilitatea ca un ruter să renunțe la un pachet este p. Considerăm cazul unei gazde sursă conectate cu un ruter sursă, care este conectat cu un ruter destinație și apoi cu gazda destinație. Dacă unul dintre rutere elimină un pachet, până la urmă gazda sursă va depăși limita de timp și va încerca din nou. Dacă liniile gazdă-ruter și ruter-ruter sunt ambele numărate ca salturi, care este numărul mediu de:
a) salturi per transmisie pe care le face un pachet?
b) transmisii determinate de un pachet?
c) salturi necesare pentru un pachet primit?

23. Descrieți două diferențe majore dintre metoda bitului de avertizare și metoda RED.

24. Dați o explicație pentru faptul că algoritmul găleții găurite permite un singur pachet per tact, indiferent de cât de mare este pachetul.

25. Într-un sistem oarecare este utilizată varianta cu numărarea octeților a algoritmului găleții găurite. Regula este că pot fi trimise la fiecare tact un pachet de 1024 de octeți, două pachete de 512 octeți etc. Formulați o limitare serioasă a acestui sistem care nu a fost menționată în text.

26. O rețea ATM utilizează pentru modelarea traficului o schemă de tip găleată cu jetoane (token bucket). La fiecare 5 μsec în găleată este introdus un nou jeton. Fiecare jeton este asociat unei singure celule, care conține 48 octeți de date. Care este viteza maximă a datelor care poate fi asigurată?

27. Un calculator dintr-o rețea de 6 Mbps este guvernat de o schemă de tip găleată cu jetoane. Aceasta se umple cu viteza de 1 Mbps. Ea este umplută inițial la capacitatea maximă, cu 8 megabiți. Cât timp poate calculatorul să transmită cu întreaga viteză de 6 Mbps?

28. Să ne imaginăm o specificație de flux care are dimensiunea maximă a pachetului de 1000 de octeți, viteza găleții cu jetoane de 10 milioane de octeți/sec, capacitatea găleții de 1 milion de octeți și viteza maximă de transmisie de 50 de milioane de octeți/sec. Cât timp poate dura o rafală la viteza maximă?

29. Rețeaua din fig. 5-37 folosește RSVP cu arbori multidestinație pentru gazdele 1 și 2, după cum este ilustrat. Să presupunem că gazda 3 cere un canal cu lățimea de bandă de 2MB/sec pentru un flux de la gazda 1 și alt canal cu lărgimea de bandă de 1MB/sec pentru un flux de la gazda 2. În același timp gazda 4 cere un canal cu lărgimea de bandă de 2MB/sec pentru un flux de la gazda 1 și gazda 5 cere un alt cu lărgimea de bandă de 1MB/sec pentru un flux de la gazda 2. Ce lărgime de bandă totală va fi rezervată la ruterele A, B, C, E, H, J, K, L pentru aceste cereri?

30. Procesorul dintr-un ruter poate prelucra 2 milioane de pachete/sec. Încărcarea oferită lui este de 1,5 milioane pachete/sec. Dacă o rută de la sursă la destinație trece prin 10 rutere, cât timp se consumă în așteptare și pentru servirea de către procesoare?

31. Fie utilizatorul unor servicii diferențiate cu rutare expeditivă. Există o garanție că pachetele prioritare vor suferi o întârziere mai mică decât pachetele normale? De ce sau de ce nu?

32. Este nevoie de fragmentare în rețele concatenate bazate pe circuite virtuale sau numai în sisteme cu datagrame?

33. Trecerea prin tunel printr-o subrețea de circuite virtuale concatenate este simplă: ruterul multiprotocol de la un capăt stabilește circuitul virtual către celălalt capăt și trece pachetele prin el. Poate această trecere prin tunel să fie folosită și în subrețelele bazate pe datagrame? Dacă da, cum?

34. Să presupunem că gazda *A* este conectată la ruterul *R1*, *R1* este conectat la alt ruter *R2*, și *R2* este conectat la gazda *B*. Să presupunem că un mesaj TCP care conține 900 octeți de date și 20 de octeți de antet TCP este transmis codului IP aflat pe gazda *A* pentru a fi transmis lui *B*. Arătați câmpurile *Lungimea totală, Identificare*, *DF* ,*MF* și *Deplasamentul fragmentului* din antetul IP din fiecare pachet transmis prin cele trei legături. Se presupune că legătura *A-R1* poate suporta o lungime maximă de cadru de 1024 de octeți incluzând un antet de cadru de 14 octeți, legătura *R1-R2* poate suporta o lungime maximă de cadru de 512 de octeți incluzând un antet de cadru de 8 octeți și legătura *R2-B* poate suporta o lungime maximă de cadru de 512 octeți incluzând un antet de cadru de 12 octeți.

35. Un ruter distruge pachetele IP a căror lungime totală (date plus antet) este de 1024 octeți. Presupunând că pachetele trăiesc pentru 10 sec, care este viteza maximă a liniei la care poate opera ruterul fără a fi în pericol să cicleze prin spațiul numerelor de ID al datagramelor IP.

36. O datagramă IP care folosește opțiunea *Dirijare strictă de la sursă* trebuie să fie fragmentată. Credeți că opțiunea este copiată în fiecare fragment, sau este suficient să fie pusă numai în primul fragment? Explicați răspunsul.

37. Să presupunem că pentru o adresă de clasă B, partea care specifică rețeaua utilizează 20 de biți în loc de 16 biți. Câte rețele de clasă B se pot obține?

38. Transformați adresa IP a cărei reprezentare zecimală este C22F1582 într-o notație zecimală cu puncte.

39. O rețea din Internet are masca de subrețea 255.255.240.0. Care este numărul maxim de gazde din subrețea?

40. Un număr mare de adrese IP consecutive sunt disponibile începând cu 198.16.0.0. Să presupunem că patru organizații, *A*, *B*, *C*, *D*, cer câte 4000, 2000, 4000 și 8000 adrese, în această ordine. Precizați, pentru fiecare dintre ele, prima și ultima adresă IP atribuită, precum și masca în notația w.x.y.z/s.

41. Un ruter tocmai a primit următoarele noi adrese IP: 57.6.96.0/21, 57.6.104.0/21, 57.6.112.0/21 și 57.6.129.0/21. Dacă toate folosesc aceeași linie de ieșire, pot fi ele compuse? Dacă da, ce va rezulta? Dacă nu, de ce nu ?

42. Setul de adrese IP de la 29.18.0.0 la 19.18.128.255 au fost reunite la 29.18.9.9/17. Totuși există un spațiu de 1024 de adrese nealocate, de la 29.18.60.0 la 29.18.63.255, care sunt brusc alocate

unei gazde care folosește altă linie de ieșire. Este nevoie acum ca adresa agregată să fie spartă în blocurile constituente, să se adauge blocurile noi la tabelă și să se vadă apoi dacă este posibilă o altă reunire? Dacă nu, ce se poate face ?

43. Un ruter are următoarele intrări (CIDR) în tabela sa de dirijare :

Adresă/mască	**Următorul salt**
135.46.56.0/22	Interfața 0
135.46.60.0/22	Interfața 1
192.53.40.0/23	Ruter 1
Implicit	Ruter 2

Pentru fiecare dintre următoarele adrese IP, ce face ruterul dacă primește un pachet cu respectiva adresă?

a) 135.46.63.10
b) 135.46.57.14
c) 135.46.52.2
d) 192.53.40.7
e) 192.53.56.7

44. Multe companii au politica de a avea două (sau mai multe) rutere conectate la Internet pentru a avea redundanță în caz că unul dintre ele nu mai funcționează. Mai este această politică posibilă cu NAT ? Explicați răspunsul.

45. Tocmai i-ați explicat unui prieten protocolul ARP. Când ați terminat, el spune: „Am înțeles. ARP oferă un serviciu nivelului rețea, deci face parte din nivelul legăturii de date.” Ce îi veți spune?

46. Atât ARP cât și RARP realizează corespondența adreselor dintr-un spațiu în altul. Din acest punct de vedere cele două protocoale sunt similare. Totuși, implementările lor sunt fundamental diferite. Care este diferența esențială dintre ele?

47. Descrieți un procedeu pentru reasamblarea fragmentelor IP la destinație.

48. Cei mai mulți algoritmi de reasamblare a datagramelor IP au un ceas pentru a evita ca un fragment pierdut să țină ocupate pentru totdeauna tampoanele de reasamblare. Să presupunem că o datagramă este împărțită în patru fragmente. Primele trei sosesc, dar ultimul este întârziat. În cele din urmă timpul expiră și cele trei fragmente sunt eliminate din memoria receptorului. Puțin mai târziu, sosește și ultimul fragment. Ce ar trebui făcut cu el?

49. Atât la IP cât și la ATM, suma de control acoperă numai antetul, nu și datele. De ce credeți că s-a ales această soluție?

50. O persoană care locuiește în Boston călătorește la Minneapolis, luându-și calculatorul portabil cu sine. Spre surprinderea sa, LAN-ul de la destinația din Minneapolis este un LAN IP fără fir, deci nu trebuie să se conecteze. Este oare necesar să se recurgă la întreaga poveste cu agenți locali și agenți străini pentru ca mesajele de poștă electronică și alte tipuri de trafic să-i parvină corect?

51. IPv6 folosește adrese de 16 octeți. Dacă la fiecare picosecundă este alocat câte un bloc de 1 milion de adrese, cât timp vor exista adrese disponibile?

52. Câmpul *Protocol* folosit în antetul IPv4 nu este prezent în antetul fix pentru IPv6. De ce?

53. Când se introduce protocolul IPv6, protocolul ARP trebuie să fie modificat? Dacă da, modificările sunt conceptuale sau tehnice?

54. Scrieți un program care să simuleze dirijarea prin inundare. Fiecare pachet ar conține un contor care este decrementat la fiecare salt. Când contorul ajunge la zero, pachetul este eliminat. Timpul este discret, iar fiecare linie manevrează un pachet într-un interval de timp. Realizați trei versiuni ale acestui program: toate liniile sunt inundate, sunt inundate toate liniile cu excepția liniei de intrare, sau sunt inundate numai cele mai bune k linii (alese statistic). Comparați inundarea cu dirijarea deterministă ($k = 1$) în termenii întârzierii și lărgimii de bandă folosite.

55. Scrieți un program care simulează o rețea de calculatoare ce folosește un timp discret. Primul pachet din coada de așteptare a fiecărui ruter face un salt per interval de timp. Fiecare ruter are numai un număr finit de zone tampon. Dacă un pachet sosește și nu este loc pentru el, el este eliminat și nu mai este retransmis. În schimb, există un protocol capăt-la-capăt, complet, cu limită de timp și pachete de confirmare, care va regenera în cele din urmă pachetul de la ruterul sursă. Reprezentați grafic productivitatea rețelei ca funcție de limita de timp, parametrizată de rata erorilor.

56. Scrieți o funcție pentru retransmiterea într-un ruter IP. Procedura are un parametru, o adresă IP. De asemenea are acces la o tabelă globală constând dintr-un vector de tripleți. Fiecare triplet conține trei întregi: o adresă IP, o mască de subrețea și linia de ieșire ce trebuie folosită. Funcția caută adresa IP în tabelă folosind CIDR și întoarce ca valoare linia ce trebuie folosită.

57. Folosiți programele *traceroute* (UNIX) sau *tracert* (Windows) pentru a urmări calea de la calculatorul personal până la diverse universități de pe alte continente. Creați o listă a legăturilor transoceanice pe care le-ați descoperit. Câteva sit-uri de încercat sunt: www.berkely.edu (California), www.u-tokyo.ac.jp (Tokyo), www.mit.edu (Massachusetts), www.vu.nl (Amsterdam), www.usyd.edu.au (Sydney), www.ucl.ac.uk (Londra), www.uct.ac.za (Cape Town).

6

NIVELUL TRANSPORT

Nivelul transport nu este doar un alt nivel, el este miezul întregii ierarhii de protocoale. Sarcina sa este de a transporta date de la mașina sursă la mașina destinație într-o manieră sigură și eficace din punctul de vedere al costurilor, independent de rețeaua sau rețelele fizice utilizate. Fără nivelul transport și-ar pierde sensul întregul concept de ierarhie de protocoale. În acest capitol vom studia în detaliu nivelul transport, incluzând serviciile, arhitectura, protocoalele și performanțele sale.

6.1 SERVICIILE OFERITE DE NIVELUL TRANSPORT

În secțiunile următoare vom face o prezentare a serviciilor oferite de nivelul transport. Vom studia serviciile oferite nivelului aplicație. Pentru a face problema serviciului de transport mai concretă, vom examina două seturi de primitive ale nivelului transport. La început ne vom ocupa de unul simplu (dar ipotetic), pentru a arăta ideile de bază. Apoi va fi studiată interfața folosită în mod obișnuit în Internet.

6.1.1 Servicii furnizate nivelurilor superioare

Scopul principal al nivelului transport este de a oferi servicii eficiente, sigure și ieftine utilizatorilor, în mod normal procese aparținând nivelului aplicație. Pentru a atinge acest scop, nivelul transport utilizează serviciile oferite de nivelul rețea. Hardware-ul și/sau software-ul care se ocupă de toa-

te acestea în cadrul nivelului transport poartă numele de **entitate de transport**. Entitatea de transport poate aparține nucleului sistemului de operare, unui proces distinct, unei biblioteci legate de aplicațiile de rețea sau poate fi găsită în cadrul plăcii de rețea. Relația (logică) între nivelurile rețea, transport și aplicație este prezentată în fig. 6-1.

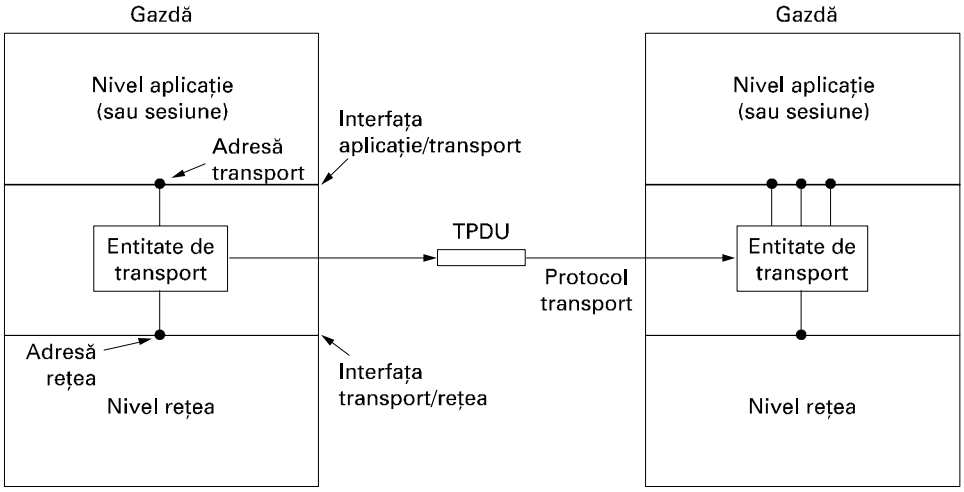


Fig. 6-1. Nivelurile rețea, transport și aplicație.

Cele două tipuri de servicii: orientate pe conexiune sau datagramă, existente în cadrul nivelului rețea, se regăsesc și la acest nivel. Serviciul orientat pe conexiune de la nivelul transport are multe asemănări cu cel de la nivel rețea. În ambele cazuri, conexiunile au trei faze: stabilirea conexiunii, transferul de date și eliberarea conexiunii. Adresarea și controlul fluxului sunt și ele similare pentru ambele niveluri. Mai mult, chiar și serviciul fără conexiune al nivelului transport este foarte asemănător cu cel al nivelului rețea.

O întrebare evidentă este atunci: dacă serviciile la nivel transport sunt atât de asemănătoare cu cele de la nivel rețea, de ce este nevoie de două niveluri distincte? De ce nu este suficient un singur nivel? Răspunsul este unul subtil, dar extrem de important, și ne cere să ne întoarcem la fig. 1-9. Codul pentru nivelul transport este executat în întregime pe mașinile utilizatorilor, dar nivelul rețea este executat în cea mai mare parte de mediul de transport (cel puțin pentru rețelele larg răspândite geografic - WAN). Ce s-ar întâmpla dacă nivelul rețea ar oferi servicii neadecvate? Dar dacă acesta ar pierde frecvent pachete? Ce se întâmplă dacă din când în când ruterul cade?

Ei bine, în toate aceste cazuri apar probleme. Deoarece utilizatorii nu pot controla nivelul rețea, ei nu pot rezolva problema unor servicii de proastă calitate folosind rutere mai bune sau adăugând o tratare a erorilor mai sofisticată la nivelul legătură de date. Singura posibilitate este de a pune deasupra nivelului rețea un alt nivel care să amelioreze calitatea serviciilor. Dacă pe o subrețea orientată pe conexiune, o entitate de transport este informată la jumătatea transmisiei că a fost închisă abrupt conexiunea sa la nivel rețea, fără nici o indicație despre ceea ce s-a întâmplat cu datele aflate în acel moment în tranzit, ea poate iniția o altă conexiune la nivel rețea cu entitatea de transport aflată la distanță. Folosind această nouă conexiune, ea își poate întreba corespondenta care date au ajuns la destinație și care nu, și poate continua comunicarea din locul de unde a fost întreruptă.

În esență, existența nivelului transport face posibil ca serviciile de transport să fie mai sigure decât cele echivalente de la nivelul rețea. Pachetele pierdute sau incorecte pot fi detectate și corectate de către nivelul transport. Mai mult, primitivele serviciului de transport pot fi implementate ca apeluri către procedurile de bibliotecă, astfel încât să fie independente de primitivele de la nivelul rețea. Apelurile nivelului rețea pot să varieze considerabil de la o rețea la alta (de exemplu, serviciile fără conexiune într-o rețea locală pot fi foarte diferite de serviciile orientate pe conexiune dintr-o rețea larg răspândită geografic). Ascunzând serviciul rețea în spatele unui set de primitive ale serviciului transport, schimbarea serviciului rețea necesită numai înlocuirea unui set de proceduri de bibliotecă cu un altul care face același lucru, cu un serviciu inferior diferit.

Mulțumită nivelului transport, programatorii de aplicații pot scrie cod conform unui set standard de primitive, pentru a rula pe o mare varietate de rețele, fără să își pună problema interfețelor de subrețea diferite sau transmisiilor nesigure. Dacă toate rețelele reale ar fi perfecte și toate ar avea același set de primitive și ar fi garantate să nu se schimbe niciodată, atunci probabil că nivelul transport nu ar mai fi fost necesar. Totuși, în lumea reală el îndeplinește importanta funcție de a izola nivelurile superioare de tehnologia, arhitectura și imperfecțiunile subrețelei.

Din această cauză, în general se poate face o distincție între nivelurile de la 1 la 4, pe de o parte, și cel (cele) de deasupra, pe de altă parte. Primele pot fi văzute ca **furnizoare de servicii de transport,** iar ultimele ca **utilizatoare de servicii de transport**. Această distincție între utilizatori și furnizori are un impact considerabil în ceea ce privește proiectarea arhitecturii de niveluri și conferă nivelului transport o poziție cheie, acesta fiind limita între furnizorul și utilizatorul serviciilor sigure de transmisie de date.

6.1.2 Primitivele serviciilor de transport

Pentru a permite utilizatorului să acceseze serviciile de transport, nivelul transport trebuie să ofere unele operații programelor aplicație, adică o interfață a serviciului transport. Fiecare serviciu de transport are interfața sa. În acest capitol, vom examina mai întâi un serviciu de transport simplu (ipotetic) și interfața sa pentru a vedea aspectele esențiale. În secțiunea următoare vom analiza un exemplu real.

Serviciul transport este similar cu cel rețea, dar există și câteva diferențe importante. Principala diferență este că serviciul rețea a fost conceput pentru a modela serviciile oferite de rețelele reale. Acestea pot pierde pachete, deci serviciile la nivel rețea sunt în general nesigure.

În schimb, serviciile de transport (orientate pe conexiune) sunt sigure. Desigur, în rețelele reale apar erori, dar este tocmai acesta este scopul nivelului transport: să furnizeze un serviciu sigur deasupra unui nivel rețea nesigur.

Ca exemplu, să considerăm două procese conectate prin ‘pipe’-uri (tuburi) în UNIX. Acestea presupun o conexiune perfectă între ele. Ele nu vor să aibă de-a face cu confirmări, pachete pierdute, congestii sau altele asemănătoare. Ele au nevoie de o conexiune sigură în proporție de 100%. Procesul A pune datele la un capăt al tubului, iar procesul B le ia de la celălalt capăt. Aceasta este exact ceea ce face un serviciu transport orientat pe conexiune: ascunde imperfecțiunile rețelei, astfel încât procesele utilizator pot să presupună existența unui flux de date fără erori.

În același timp nivelul transport furnizează și un serviciu nesigur. Totuși, sunt puține de spus în legătură cu acesta, așa că în acest capitol ne vom concentra atenția asupra serviciului orientat pe conexiune. Cu toate acestea, există unele aplicații, cum sunt programele client-server și fluxurile multimedia, care beneficiază de transport fără conexiune, deci vom vorbi puțin despre ele mai târziu.

O a doua diferență între serviciul rețea și cel de transport se referă la destinațiile lor. Serviciul rețea este folosit doar de entitățile de transport. Puțini utilizatori scriu ei înșiși entitățile de transport și, astfel, puțini utilizatori sau programe ajung să vadă vreodată serviciile rețea așa cum sunt ele. În schimb, multe programe (și programatori) folosesc primitivele de transport. De aceea, serviciul transport trebuie să fie ușor de utilizat.

Ca să ne facem o idee despre cum poate arăta un serviciu de transport, să considerăm cele cinci primitive prezentate în fig. 6-2. Această interfață este într-adevăr simplă, dar prezintă trăsăturile de bază ale oricărei interfețe orientate pe conexiune a nivelului transport. Ea permite programelor de aplicație să stabilească, să utilizeze și să elibereze conexiuni, ceea ce este suficient pentru multe aplicații.

Primitiva	Unitatea de date trimisă	Explicații
LISTEN	(nimic)	Se blochează până când un proces încearcă să se conecteze
CONNECT	CONNECTION REQ.	Încearcă să stabilească conexiunea
SEND	DATE	Transmite informație
RECEIVE	(nimic)	Se blochează până când primește date trimise
DISCONNECT	DISCONNECTION REQ.	Trimisă de partea care vrea să se deconecteze

Fig. 6-2. Primitivele unui serviciu de transport simplu.

Pentru a vedea cum pot fi utilizate aceste primitive, să considerăm o aplicație cu un server și un număr oarecare de clienți la distanță. La început, serverul apelează primitiva LISTEN, în general prin apelul unei funcții de bibliotecă care face un apel sistem pentru a bloca serverul până la apariția unei cereri client. Atunci când un client vrea să comunice cu serverul, el va executa un apel CONNECT. Entitatea de transport tratează acest apel blocând apelantul și trimițând un pachet la server. Acest pachet încapsulează un mesaj către entitatea de transport de pe server.

Este momentul să facem câteva precizări în legătură cu terminologia. În lipsa unui termen mai bun vom folosi acronimul **TPDU (Transport Protocol Data Unit -** unitate de date a protocolului de transport) pentru toate mesajele schimbate între două entități de transport corespondente. Astfel, TPDU-urile (schimbate la nivelul transport) sunt conținute în pachete (utilizate de nivelul rețea). La rândul lor, pachetele sunt conținute în cadre (utilizate la nivelul legătură de date). Atunci când este primit un cadru, nivelul legătură de date prelucrează antetul cadrului și dă conținutul util nivelului rețea. Entitatea rețea prelucrează antetul pachetului și pasează conținutul util entității de transport. Această ierarhie este ilustrată în fig. 6-3.

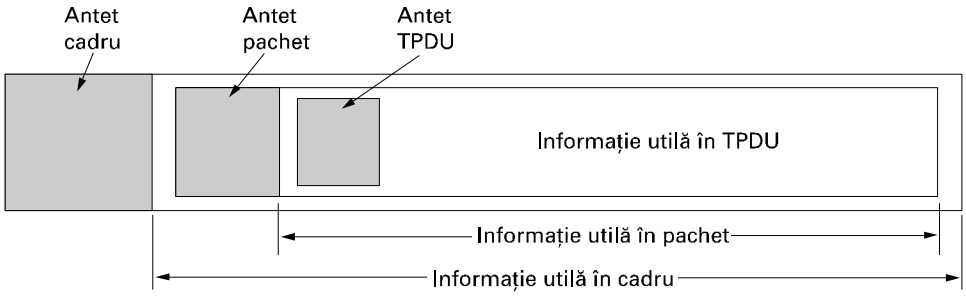


Fig. 6-3. Ierarhia de cadre, pachete și TPDU-uri.

Revenind la exemplul nostru, apelul CONNECT al clientului generează un TPDU de tip CONNECTION REQUEST care îi este trimis serverului. Atunci când acesta ajunge, entitatea de transport verifică dacă serverul este blocat într-un apel LISTEN (deci dacă așteaptă o cerere de conexiune). În acest caz, deblochează serverul și trimite înapoi clientului un TPDU CONNECTION ACCEPTED. Atunci când acest TPDU ajunge la destinație, clientul este deblocat și conexiunea este stabilită.

Acum pot fi schimbate date folosindu-se primitivele SEND și RECEIVE. Cea mai simplă posibilitate este ca una din părți să facă un apel RECEIVE (blocant) așteptând ca cealaltă parte să execute un SEND. Atunci când sosește un TPDU, receptorul este deblocat. El poate prelucra TPDU-ul și trimite o replică. Atâta vreme cât amândouă părțile știu cine este la rând să trimită mesaje și cine este la rând să recepționeze, totul merge bine.

Trebuie să observăm că la nivelul transport, chiar și un schimb de date simplu, unidirecțional, este mult mai complicat decât la nivelul rețea. Fiecare pachet de date trimis va fi (în cele din urmă) confirmat. Pachetele care conțin TPDU-uri de control sunt de asemenea confirmate, implicit sau explicit. Aceste confirmări sunt gestionate de entitățile de transport folosind protocoalele de la nivelul rețea și nu sunt vizibile utilizatorilor nivelului transport. Similar, entitățile de transport trebuie să se ocupe de ceasuri și de retransmisii. Nimic din tot acest mecanism nu este vizibil pentru utilizatorii nivelului transport, pentru care o conexiune este un tub fără pierderi: un utilizator îndeasă biți la un capăt și aceștia apar, ca prin minune, la capătul celalalt. Această capacitate de a ascunde complexitatea este motivul care face ierarhia de protocoale să fie un instrument atât de puternic.

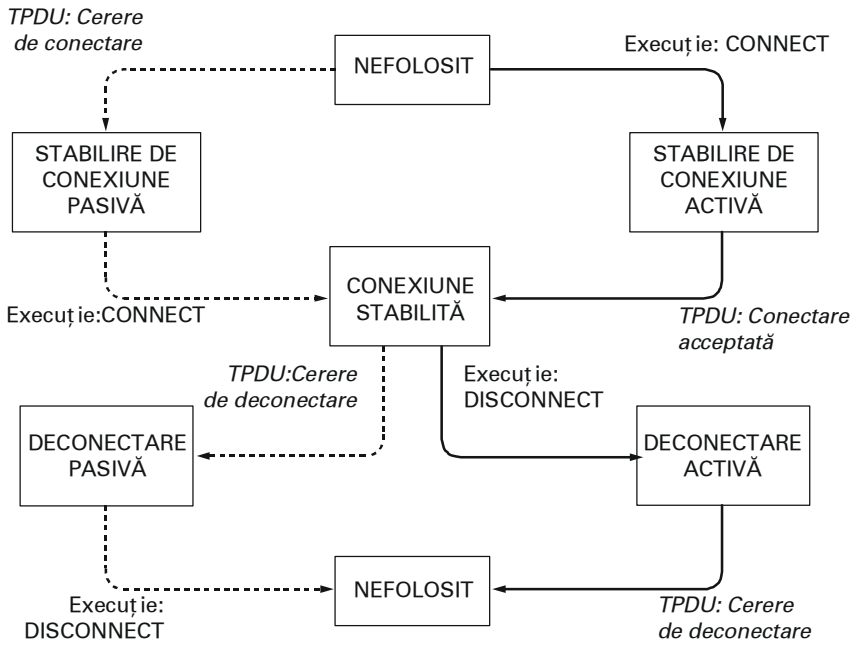


Fig. 6-4. Diagrama de stări pentru o schemă simplă de control al conexiunii.
Tranzițiile etichetate cu italice sunt cauzate de sosirea unor pachete.
Liniile continue indică secvența de stări a clientului.
Liniile punctate indică secvența de stări a serverului.

Atunci când o conexiune nu mai este necesară, ea trebuie eliberată pentru a putea elibera și spațiul alocat în tabelele corespunzătoare din cele două entități de transport. Deconectările se pot face în două variante: asimetrică sau simetrică. În varianta asimetrică, oricare dintre utilizatori poate apela o primitivă DISCONNECT, ceea ce va avea ca rezultat trimiterea unui TPDU DISCONNECT REQUEST entității de transport aflate la distanță. La sosirea acestuia conexiunea este eliberată.

În varianta simetrică fiecare direcție este închisă separat, independent de cealaltă. Atunci când una din părți face un apel DISCONNECT, însemnând că nu mai sunt date de trimis, ea va putea încă recepționa datele transmise de entitatea de transfer aflată la distanță. În acest model conexiunea este eliberată dacă ambele părți au apelat DISCONNECT.

O diagramă de stări pentru stabilirea și eliberarea conexiunilor folosind aceste primitive simple este prezentată în fig. 6-4. Fiecare tranziție este declanșată de un eveniment: fie este executată o primitivă de către utilizatorul local al nivelului transport, fie este primit un pachet. Pentru simplitate vom presupune că fiecare TPDU este confirmat separat. Vom presupune de asemenea că este folosit un model de deconectare simetric, clientul inițiind acțiunea. Trebuie reținut că acesta este un model foarte simplu, în secțiunile următoare vom analiza modele reale.

6.1.3 Socluri Berkeley

Vom trece în revistă acum un alt set de primitive de transport: primitivele pentru socluri TCP folosite în sistemul de operare Berkeley-UNIX. Primitivele sunt enumerate în fig. 6-5. În general putem spune că acestea sunt similare modelului din capitolul precedent, dar oferă mai multe caracteristici și flexibilitate. Nu vom detalia TPDU-urile existente; această discuție mai are de așteptat până în momentul când vom studia TCP, mai târziu, în acest capitol.

Primitiva	Funcția
SOCKET	Creează un nou punct de capăt al comunicației
BIND	Atașează o adresă locală la un soclu
LISTEN	Anunță capacitatea de a accepta conexiuni; determină mărimea cozii
ACCEPT	Blochează apelantul până la sosirea unei cereri de conexiune
CONNECT	Tentativă (activă) de a stabili o conexiune
SEND	Trimite date prin conexiune
RECEIVE	Recepționează date prin conexiune
CLOSE	Eliberează conexiunea

Fig. 6-5. Primitivele pentru socluri TCP

Primele patru primitive din tabel sunt executate, în această ordine, de către server. Primitiva SOCKET creează un nou capăt al conexiunii și alocă spațiu pentru el în tabelele entității de transport. În parametrii de apel se specifică formatul de adresă utilizat, tipul de serviciu dorit (de exemplu, flux sigur de octeți) și protocolul. Un apel SOCKET reușit întoarce un descriptor de fișier (la fel ca un apel OPEN) care va fi utilizat în apelurile următoare.

Soclurile nou create nu au încă nici o adresă. Atașarea unei adrese se face utilizând primitiva BIND. Odată ce un server a atașat o adresă unui soclu, clienții se pot conecta la el. Motivul pentru care apelul SOCKET nu creează adresa direct este că unor procese le pasă de adresa lor (de exemplu, unele folosesc aceeași adresă de ani de zile și oricine cunoaște această adresă), în timp ce altele nu.

Urmează apelul LISTEN, care alocă spațiu pentru a reține apelurile primite în cazul când mai mulți clienți încearcă să se conecteze în același timp. Spre deosebire de modelul din primul nostru exemplu, aici LISTEN nu mai este un apel blocant.

Pentru a se bloca și a aștepta un apel, serverul execută o primitivă ACCEPT. Atunci când sosește un TPDU care cere o conexiune, entitatea de transport creează un nou soclu cu aceleași proprietăți ca cel inițial și întoarce un descriptor de fișier pentru acesta. Serverul poate atunci să creeze un nou proces sau fir de execuție care va gestiona conexiunea de pe noul soclu și să aștepte în continuare cereri de conexiune pe soclul inițial. ACCEPT returnează un descriptor normal de fișier, care poate fi folosit pentru citirea și scrierea în mod standard, la fel ca pentru fișiere.

Să privim acum din punctul de vedere al clientului: și în acest caz, soclul trebuie creat folosind o primitivă SOCKET, dar primitiva BIND nu mai este necesară, deoarece adresa folosită nu mai este importantă pentru server. Primitiva CONNECT blochează apelantul și demarează procesul de conectare. Când acesta s-a terminat (adică atunci când TPDU-ul corespunzător a fost primit de la server), procesul client este deblocat și conexiunea este stabilită. Atât clientul cât și serverul pot utiliza acum primitivele SEND și RECEIVE pentru a transmite sau recepționa date folosind o conexiune duplex integral. Se pot folosi și apelurile de sistem READ și WRITE standard din UNIX, dacă nu sunt necesare opțiunile speciale oferite de SEND și RECV.

Eliberarea conexiunii este simetrică. Atunci când ambele părți au executat primitiva CLOSE, conexiunea este eliberată.

6.1.4 Un exemplu de programare cu socluri: server de fișiere pentru Internet

Ca exemplu de cum pot fi folosite apelurile pentru socluri, vom considera codurile client și server din fig. 6-6. Aici avem un server de Internet foarte primitiv împreună cu un exemplu de client care îl utilizează. Codul are multe limitări (discutate mai jos), dar în principiu codul server poate fi compilat și rulat pe orice sistem UNIX conectat la Internet. Codul client poate fi apoi compilat și rulat pe orie altă mașină UNIX din Internet, oriunde în lume. Codul client poate fi executat cu parametrii adecvați pentru a obține orice fișier la care serverul are acces pe mașina sa. Fișierul este scris la ieșirea standard, care, desigur, poate fi redirectată spre un fișier sau spre o conductă (pipe).

Să ne uităm mai întâi la codul server. Acesta începe incluzând niște „header”-e (antete) standard între care ultimele 3 conțin principalele definiții și structuri de date care se referă la Internet. Apoi urmează o definire a *SERVER_PORT* (portului de server) ca 12345. Acest număr a fost ales arbitrar. Orice număr între 1024 și 65535 va funcționa la fel de bine atâta timp cât nu este utilizat de alte procese. Bineînțeles, clientul și serverul trebuie sa folosească același port. Dacă serverul va deveni vreodată un succes de talie mondială (improbabil, știind cât de primitiv este) îi va fi asignat un port permanent sub 1024 și va apărea la *www.iana.org*.

Următoarele două linii în codul server definesc două constante necesare. Prima determină dimensiunea zonei de memorie folosite pentru transferul de fișiere. A doua determină cât de multe conexiuni în așteptare pot fi reținute înainte ca cele care urmează să fie înlăturate după sosire.

După declarațiile variabilelor locale începe codul server. Acesta pornește cu inițializarea unei structuri de date care va ține adresa IP a serverului. Această structură de date va fi în curând asociată cu soclul serverului. Apelul către *memset* setează structura de date la 0. Cele trei atribuiri care îi urmează completează trei din câmpurile sale. Ultima dintre ele conține portul serverului. Funcțiile *htonl* și *htons* se referă la conversia valorilor într-un format standard astfel încât codul să ruleze corect atât pe mașini „big-endian” (de exemplu SPARC) cât și mașini „little-endian” (de exemplu Pentium). Semantica lor exactă nu este relevantă aici.

```
/* Această pagină conține un program client care poate cere un fișier de la programul server
de pe pagina următoare. Serverul răspunde trimițând întregul fișier.
*/

#include <sys/types.h>
#include <sys/socket.h>
#include <netinet/in.h>
#include <netdb.h>

#define SERVER_PORT 12345       /* arbitrar, dar clientul și serverul trebuie să fie de acord */
#define BUF_SIZE 4096                                   /* dimensiunea blocului de transfer */

int main(int argc, char **argv)
{
 int c, s, bytes;
 char buf[BUF_SIZE];          /* zona tampon de memorie pentru fișierul ce este recepționat */
 struct hostent *h;

                                                        /* informații despre server */
 struct sockaddr_in channel;
                                                            /* păstrează adresa IP */

 if (argc != 3) fatal("Usage: client server-name file-name");
 h = gethostbyname(argv[1]);
                                                        /* caută adresa IP a gazdei */
 if (!h) fatal("gethostbyname failed");

 s = socket(PF_INET, SOCK_STREAM, IPPROTO_TCP);
 if (s < 0) fatal("socket");
 memset(&channel, 0, sizeof(channel));
 channel.sin_family= AF_INET;
 memcpy(&channel.sin_addr.s_addr, h->h_addr, h->h_length);
 channel.sin_port= htons(SERVER_PORT);

 c = connect(s, (struct sockaddr *) &channel, sizeof(channel));
 if (c < 0) fatal("connect failed");

 /* Conexiunea este acum stabilită. Trimite numele fișierului incluzând terminatorul de șir */
 write(s, argv[2], strlen(argv[2])+1);

 /* la fișierul și-l afișează la ieșirea standard. */
 while (1) {
    bytes = read(s, buf, BUF_SIZE);                             /* citește de la soclu */
    if (bytes <= 0) exit(0);                          /* verifică dacă este sfârșit de fișier*/
    write(1, buf, bytes);
                                                        /* scrie la ieșirea standard */
 }
}

fatal(char *string)
{
 printf("%s\n", string);
 exit(1);
}
```

Fig. 6-6. Codul client folosind socluri. Codul server este pe pagina următoare.

```
#include <sys/types.h>
#include <sys/fcntl.h>
#include <sys/socket.h>
#include <netinet/in.h>
#include <netdb.h>

#define SERVER_PORT 12345       /* arbitrar, dar clientul și serverul trebuie să fie de acord */
#define BUF_SIZE 4096                                   /* dimensiunea blocului de transfer */
#define QUEUE_SIZE 10

int main(int argc, char *argv[])
{
 int s, b, l, fd, sa, bytes, on = 1;
 char buf[BUF_SIZE];          /* zona tampon de memorie pentru fișierul care este transmis */
 struct sockaddr_in channel;
                                                                  /* păstrează adresa IP */

 /* Construiește structura adresei pentru a se lega la soclu. */
 memset(&channel, 0, sizeof(channel));                                  /* canalul zero */
 channel.sin_family = AF_INET;
 channel.sin_addr.s_addr = htonl(INADDR_ANY);
 channel.sin_port = htons(SERVER_PORT);

 /* Deschidere pasivă. Așteaptă conexiunea. */
 s = socket(AF_INET, SOCK_STREAM, IPPROTO_TCP);                        /* creează soclu */
 if (s < 0) fatal("socket failed");
 setsockopt(s, SOL_SOCKET, SO_REUSEADDR, (char *) &on, sizeof(on));

 b = bind(s, (struct sockaddr *) &channel, sizeof(channel));
 if (b < 0) fatal("bind failed");

 l = listen(s, QUEUE_SIZE);                                  /* specifică dimensiunea cozii */
 if (l < 0) fatal("listen failed");

 /* Soclul este acum setat și legat. Așteaptă conexiunea și o procesează. */
 while (1) {
    sa = accept(s, 0, 0);                              /* blocare pentru cererea de conexiune */
    if (sa < 0) fatal("accept failed");

    read(sa, buf, BUF_SIZE);                          /* citește numele fișierului de la soclu */

    /* Preia și returnează fișierul. */
    fd = open(buf, O_RDONLY);                          /* deschide fișierul de trimis înapoi */
    if (fd < 0) fatal("open failed");

    while (1) {
       bytes = read(fd, buf, BUF_SIZE); /* citește din fișier */
       if (bytes <= 0) break;                          /* verifică dacă este sfârșit de fișier */
       write(sa, buf, bytes);                                  /* scrie octeți la soclu */
     }
     close(fd);                                                        * închide fișierul */
    close(sa);                                                      /* închide conexiunea*/
 }
}
```

Fig. 6-6. Codul server. Codul client este pe pagina anterioară.

În continuare serverul creează un soclu și face verificare pentru erori (indicate de $s<0$). Într-o versiune de producție a codului mesajul de eroare ar putea fi mai explicit. Apelul către *setsockopt* este necesar pentru a permite portului să fie folosit de serverul care rulează la nesfârșit, răspunzând la cerere după cerere. Acum, adresa IP este legată la soclu și este făcută o verificare pentru a vedea dacă apelul către *bind* a reușit. Ultimul pas în inițializare este apelul către *listen* pentru a anunța acordul serverului de a accepta apeluri și pentru a spune sistemului să mențină un număr de până la *QUEUE_SIZE* din acestea în caz că ajung noi cereri în timp ce serverul o procesează încă pe cea curentă. Dacă coada este plină și ajung cereri suplimentare, se renunță la acestea.

În acest punct, serverul intră în bucla sa principală, pe care nu o mai părăsește niciodată. Singura cale de a-l opri este de a-l termina forțat din afară. Apelul la *accept* blochează serverul până când un client încearcă să stabilească o conexiune cu el. Dacă apelul *accept* e făcut cu succes, returnează un descriptor de fișier care poate fi folosit pentru citire și scriere, în mod asemănător descriptorilor ce sunt folosiți pentru a citi și a scrie în pipe-uri (tuburi). Cu toate acestea, spre deosebire de tuburi, care sunt unidirecționale, soclurile sunt bidirecționale, astfel că *sa* (socket address – adresa soclului) poate fi folosită și pentru citire din conexiune, și pentru a scrie pe ea.

După ce conexiunea este stabilită, serverul citește numele fișierului din ea. Dacă numele nu este încă disponibil, serverul se blochează așteptându-l. După ce ia numele fișierului, serverul deschide fișierul și intră într-o buclă care citește alternativ blocuri din fișier și le scrie pe soclu până când întregul fișier a fost copiat. Apoi serverul închide iar fișierul și conexiunea și așteaptă să apară următoarea conexiune. El repetă această buclă la infinit.

Acum să privim codul client. Pentru a înțelege cum funcționează, este necesar să înțelegem cum este invocat. Presupunând că este numit *client*, un apel tipic este

```
client flits.cs.vu.nl /usr/tom/filename >f
```

Acest apel funcționează doar dacă serverul rulează deja la *flits.cs.vu.nl* și fișierul */usr/tom/filemane* există și serverul are drept de citire pentru el. Dacă apelul are succes, fișierul este transferat prin Internet și scris în *f* , după care programul client se termină. Din moment ce serverul continuă după un transfer, clientul poate fi pornit din nou pentru a lua alte fișiere.

Codul client începe cu câteva directive *include* și declarații. Execuția începe verificând dacă a fost apelat cu număr corect de argumente (*argc*=3 înseamnă numele programului plus două argumente). Observați că *argv[1]*conține numele serverului (de exemplu *flits.cs.vu.nl*) și este convertit la o adresă IP către *gethostbyname*. Această funcție folosește DNS pentru a căuta numele. Vom studia DNS în cap. 7.

În continuare este creat și inițializat un soclu. Apoi, clientul încearcă să stabilească o conexiune TCP cu serverul, folosind *connect*. Dacă serverul funcționează pe mașina menționată și atașat la *SERVER_PORT* și este fie inactiv, fie are loc în coada sa *listen*, conexiunea va fi (în cele din urmă) stabilită. Folosind conexiunea, clientul trimite numele fișierului scriind pe soclu. Numărul de octeți trimiși este cu 1 mai mare decât numele, deoarece terminatorul de șir (un octet 0) trebuie de asemenea trimis pentru a spune serverului unde se sfârșește numele.

Acum clientul intră într-o buclă, citind fișierul bloc cu bloc de la soclu și copiindu-l la ieșirea standard. Când acestea se termină, pur și simplu iese.

Procedura *fatal* afișează un mesaj de eroare și iese. Serverul are nevoie de aceeași procedură, dar aceasta a fost omisă datorită lipsei de spațiu pe pagina. Din moment ce clientul și serverul sunt compilate separat și în mod normal rulează pe calculatoare diferite, ele nu pot partaja codul procedurii *fatal*.

Aceste două programe (la fel ca și orice material referitor la această carte) pot fi luate de la adresa de Web a cărții

http://www.prenhall.com/tanenbaum

dând clic pe link-ul către situl Web de lângă fotografia coperții. Ele pot fi descărcate și compilate pe orice sisteme UNIX (de exemplu Solaris, BSD, Linux) cu comenzile:

```
cc –o client client.c –lsocket –lnsl
cc –o server sever.c –lsocket –lnsl
```

Serverul este pornit tastând doar

```
server
```

Clientul are nevoie de două argumente, așa cum s-a discutat mai sus. O versiune de Windows este de asemenea disponibilă pe situl Web.

Ca o observație, acest server nu este ultimul cuvânt în domeniul programelor server. Verificarea erorilor este ineficientă și raportarea erorilor este mediocră. În mod clar serverul nu a auzit niciodată de securitate, și folosirea doar a apelurilor de sistem UNIX nu este ultimul cuvânt în independența de platformă. De asemenea face unele presupuneri care sunt tehnic ilegale, cum ar fi presupunerea că numele fișierului începe în zona de memorie tampon și este transmis automat. Din moment ce tratează toate cererile strict secvențial (deoarece are doar un singur fir de execuție) performanța este slabă. În ciuda acestor neajunsuri, este un server de fișiere Internet complet și funcțional. În exerciții, cititorul este invitat să le îmbunătățească. Pentru mai multe informații despre programare cu socluri, a se vedea (Stevens, 1997).

6.2 NOȚIUNI DE BAZĂ DESPRE PROTOCOALELE DE TRANSPORT

Serviciul transport este implementat prin intermediul unui **protocol de transport** folosit de cele două entități de transport. Câteva caracteristici sunt asemănătoare pentru protocoalele de transport și pentru cele de legătură de date studiate în detaliu în cap. 3. Amândouă trebuie să se ocupe, printre altele, de controlul erorilor, de secvențiere și de controlul fluxului.

Totuși, există diferențe semnificative între cele două protocoale. Aceste diferențe sunt datorate deosebirilor majore dintre mediile în care operează protocoalele, așa cum rezultă din fig. 6-7. La nivelul legăturii de date, cele două rutere comunică direct printr-un canal fizic, în timp ce la nivelul transport acest canal fizic este înlocuit de întreaga subrețea. Această deosebire are mai multe implicații importante pentru protocoale, așa cum vom vedea în acest capitol.

În cazul legăturii de date, pentru un ruter nu trebuie specificat cu care alt ruter vrea să comunice, deoarece fiecare linie specifică în mod unic o destinație. În schimb, în cazul nivelului transport este necesară adresarea explicită.

În plus, procesul stabilirii unei conexiuni prin cablul din fig. 6-7(a) este simplu: celălalt capăt este întotdeauna acolo (în afară de cazul în care nu a ‘căzut’) și în nici unul din cazuri nu sunt prea multe de făcut. Pentru nivelul transport însă, stabilirea inițială a conexiunii este mult mai complicată, așa cum vom vedea.

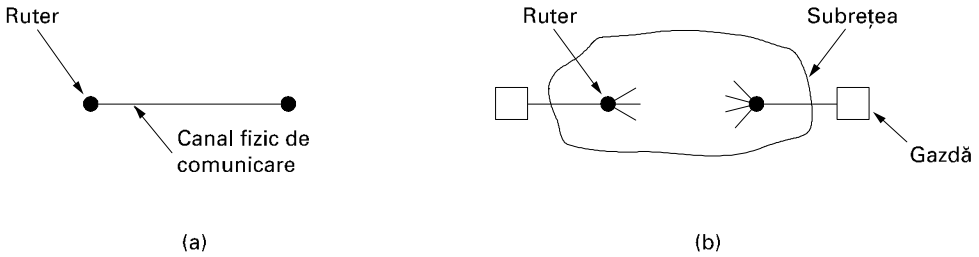


Fig. 6-7. (a) Mediul pentru nivelul legătură de date. (b) Mediul pentru nivelul transport.

O altă diferență între nivelurile legătură de date și transport, care generează multe probleme, este existența potențială a unei capacități de memorare a subrețelei. Atunci când un ruter trimite un cadru (nivel legătură de date), acesta poate să ajungă sau poate să se piardă, dar nu poate să se plimbe un timp ajungând până la capătul lumii și să apară 30 de secunde mai târziu, într-un moment nepotrivit. Dacă subrețeaua folosește datagrame și dirijare adaptivă, există o posibilitate - care nu poate fi neglijată - ca un pachet să fie păstrat pentru un număr oarecare de secunde și livrat mai târziu. Consecințele capacității de memorare a subrețelei pot fi uneori dezastruoase și necesită folosirea unor protocoale speciale.

O ultimă diferență între nivelurile legătură de date și transport este una de dimensionare și nu de proiectare. Folosirea tampoanelor și controlul fluxului sunt necesare la amândouă nivelurile, dar prezența unui număr mare de conexiuni în cazul nivelului transport necesită o abordare diferită de cea de la nivelul legătură de date. În cap. 3, unele protocoale alocau un număr fix de tampoane pentru fiecare linie, astfel încât atunci când sosea un cadru, exista întotdeauna un tampon disponibil. La nivel transport, numărul mare de conexiuni care trebuie să fie gestionate face ca ideea de a aloca tampoane dedicate să fie mai puțin atractivă. În următoarele secțiuni, vom examina atât aceste probleme importante cât și altele.

6.2.1 Adresarea

Atunci când un proces aplicație (de exemplu, un proces utilizator) dorește să stabilească o conexiune cu un proces aflat la distanță, el trebuie să specifice cu care proces dorește să se conecteze. (La protocoalele de transport neorientate pe conexiune apare aceeași problemă: cui trebuie trimis mesajul?). Metoda folosită în mod normal este de a defini adrese de transport la care procesele pot să aștepte cereri de conexiune. În Internet acestea se numesc porturi. La rețelele ATM perechile se numesc **AAL - SAP**-uri. În continuare vom folosi pentru acestea termenul generic **TSAP (Transport Service Access Point -** punct de acces la serviciul de transport). Punctele similare în cazul nivelului rețea (adică adresele la nivel rețea) sunt numite **NSAP (Network Service Access Point).** Adresele IP sunt exemple de NSAP-uri.

Fig. 6-8 ilustrează relația între TSAP, NSAP și conexiunile transport. Procesele aplicație, atât clienții cât și serverele, se pot atașa la TSAP pentru a stabili o conexiune la un TSAP la distanță. Aceste conexiuni rulează prin TSAP-uri pe fiecare gazdă așa cum se arată. Necesitatea de a avea mai multe TSAP-uri este dată de faptul că în unele rețele, fiecare calculator are un singur NSAP, deci cumva este nevoie să se distingă mai multe puncte de sfârșit de transport care partajează acel NSAP.

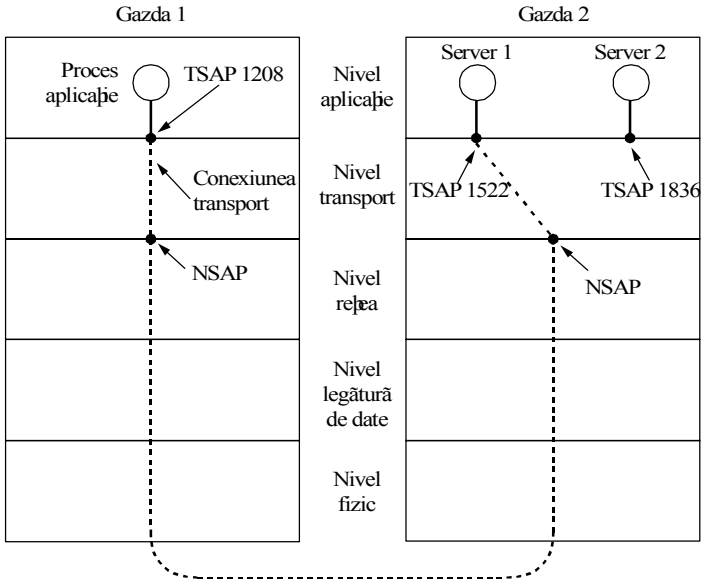


Fig. 6-8. TSAP, NSAP și conexiunile la nivel transport.

Un scenariu posibil pentru stabilirea unei conexiuni la nivel transport este următorul.

1. Un proces server care furnizează ora exactă și care rulează pe gazda 2 se atașează la TSAP 122 așteptând un apel. Felul în care un proces se atașează la un TSAP nu face parte din modelul de rețea și depinde numai de sistemul de operare local. Poate fi utilizat un apel de tip LISTEN din capitolul precedent.
2. Un proces aplicație de pe gazda 1 dorește să afle ora exactă; atunci el generează un apel CONNECT specificând TSAP 1208 ca sursă și TSAP 1522 ca destinație. Această acțiune are ca rezultat în cele din urmă stabilirea unei conexiuni la nivel transport între procesele aplicație de pe gazda 1 și serverul 1 de pe gazda 2.
3. Procesul aplicație trimite o cerere o cerere pentru timp.
4. Procesul server de timp răspunde cu timpul curent.
5. Conexiunea transport este apoi eliberată.

Trebuie reținut că foarte bine pot exista alte servere pe gazda 2 care să fie atașate la alte TSAP-uri și care să aștepte conexiuni care ajung pe același NSAP.

Fig. 6-8 explică aproape tot, cu excepția unei mici probleme: cum știe procesul utilizator de pe mașina 1 că serverul de oră exactă este atașat la TSAP 1522? O posibilitate este ca acest server de oră exactă să se atașeze la TSAP 1522 de ani de zile și, cu timpul, toți utilizatorii au aflat acest lucru. În acest model serviciile au adrese TSAP fixe, care pot fi afișate în fișiere în locuri bine cunoscute, cum este fișierul *etc/services* pe sistemele UNIX care afișează ce servere sunt atașate permanent și la ce porturi.

Dar schema cu adrese de servicii fixe funcționează doar pentru un număr mic de servicii cheie, a căror adresă nu se schimbă niciodată (de exemplu server de Web). Însă, în general, procesele utilizator vor să comunice cu alte procese care există numai pentru scurt timp și nu au o adresă TSAP dinainte cunoscută. Pe de altă parte, pot exista mai multe procese server, majoritatea utilizate foarte

rar, și ar fi neeconomic ca fiecare să fie activ și să asculte la o adresă TSAP fixă tot timpul. Pe scurt, este necesară o soluție mai bună.

O astfel de soluție este prezentată în fig. 6-9, într-o formă simplificată. Ea este cunoscută ca **protocolul de conectare inițială.** În loc ca orice server să asculte la un TSAP fixat, fiecare mașină care dorește să ofere servicii utilizatorilor aflați la distanță are un **server de procese (process server)** special care acționează ca un intermediar pentru toate serverele mai puțin utilizate. El ascultă în același timp la un număr de porturi, așteptând o cerere de conexiune. Utilizatorii potențiali ai serviciului încep prin a face o cerere de conexiune, specificând adresa TSAP a serviciului pe care îl doresc. Dacă nu există un server care să aștepte conexiuni la acel port, ele obțin o conexiune la serverul de procese, ca în fig. 6-9 (a).

După ce primește cererea, serverul de procese dă naștere serverului cerut, permițându-i să moștenească conexiunea cu procesul utilizator. Noul server execută prelucrarea cerută, în timp ce serverul de procese continuă să aștepte noi cereri, ca în fig. 6-9 (b).

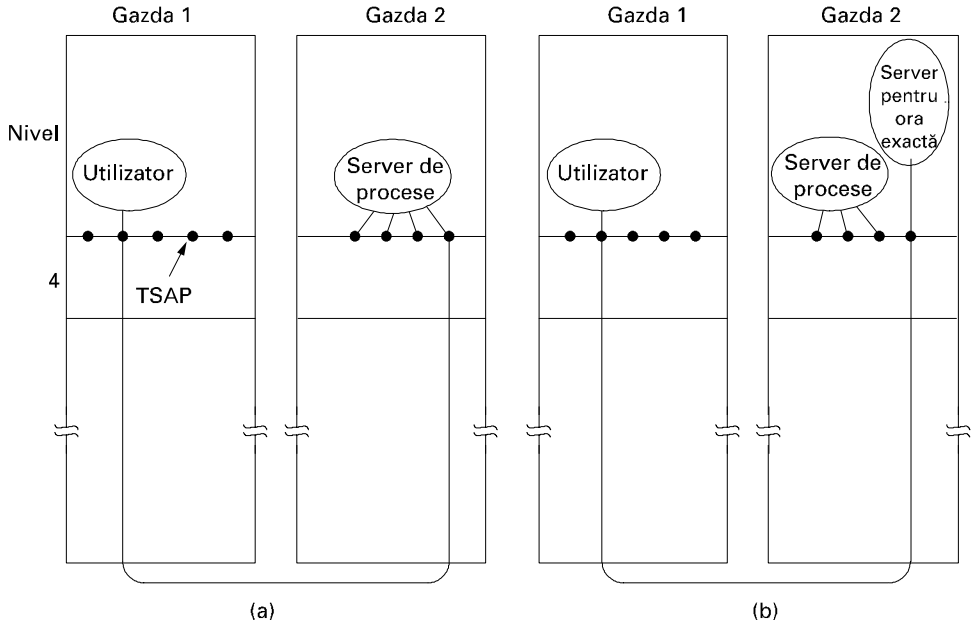


Fig. 6-9. Stabilirea unei conexiuni între calculatorul gazdă 1 și serverul pentru ora exactă.

În timp ce acest protocol funcționează bine pentru serverele care pot fi create ori de câte ori este nevoie de ele, există mai multe situații în care serviciile există independent de serverul de procese. De exemplu, un server de fișiere va rula folosind un hardware specializat (o mașina cu disc) și nu poate fi creat din mers.

Pentru a trata această situație, este des utilizată o soluție alternativă. În acest model există un proces special numit **server de nume** (**name server** sau, uneori, **directory server**). Pentru a găsi adresa TSAP corespunzătoare unui serviciu dat prin nume, așa cum este „ora exactă", utilizatorul stabilește o conexiune cu serverul de nume (care așteaptă mesaje la un TSAP cunoscut). Apoi utilizatorul trimite un mesaj specificând numele serviciului, iar serverul de nume îi trimite înapoi adresa TSAP a

acestuia. După aceasta, utilizatorul eliberează conexiunea cu serverul de nume și stabilește o nouă conexiune cu serviciul dorit.

În acest model, atunci când este creat un nou serviciu, el trebuie să se înregistreze singur la serverul de nume, furnizând atât numele serviciului oferit (în general un șir ASCII) cât și adresa TSAP. Serverul de nume înregistrează această informație într-o bază de date internă, astfel încât el va ști răspunsul atunci când vor sosi noi cereri.

Funcționarea serverului de nume este asemănătoare cu serviciul de informații de la un sistem telefonic: este furnizată corespondența dintre nume și numere de telefon. Ca și în cazul telefoanelor, este esențial ca adresa bine cunoscută a serverului de nume (sau a serverului de procese, în protocolul de conectare inițială) să fie într-adevăr bine cunoscută. Dacă nu știi numărul de la informații, nu poți afla nici un alt număr de telefon. Dacă crezi că numărul de la informații este evident pentru toți, încearcă să-l folosești și în altă țară!

6.2.2 Stabilirea conexiunii

Stabilirea unei conexiuni poate să pară ușoară dar, în realitate, este surprinzător de complicată. La prima vedere, ar părea suficient ca o entitate de transport să trimită numai un TPDU CONNECTION REQUEST și să aștepte replica CONNECTION ACCEPTED . Problema apare deoarece rețeaua poate pierde, memora sau duplica pachete. Acest comportament duce la complicații serioase.

Putem imagina o subrețea care este atât de congestionată încât confirmările ajung greu înapoi, și, din această cauză, fiecare pachet ajunge să fie retransmis de câteva ori. Putem presupune că subrețeaua folosește datagrame și fiecare pachet urmează un traseu diferit. Unele pachete pot să întâlnească o congestie locală de trafic și să întârzie foarte mult, ca și cum ar fi fost memorate de subrețea un timp și eliberate mai târziu.

Cel mai neplăcut scenariu ar fi: un utilizator stabilește o conexiune cu o bancă și trimite un mesaj cerând transferul unei sume de bani în contul unei alte persoane în care nu poate avea încredere în totalitate, și apoi eliberează conexiunea. Din nefericire, fiecare pachet din acest scenariu este duplicat și memorat în subrețea. După ce conexiunea a fost eliberată, pachetele memorate ies din subrețea și ajung la destinatar, cerând băncii să stabilească o nouă conexiune, să facă transferul (încă o dată) și să elibereze conexiunea. Banca nu poate să știe că acestea sunt duplicate, ea trebuie să presupună că este o tranzacție independentă și va transfera banii încă o dată. În continuarea acestei secțiuni, vom studia problema duplicatelor întârziate, punând accentul în mod special pe algoritmii pentru stabilirea sigură a conexiunilor, astfel încât scenarii ca cel de mai sus să nu poată să apară.

După cum am mai spus, punctul crucial al problemei este existența duplicatelor întârziate. El poate fi tratat în mai multe feluri, dar nici unul nu este într-adevăr satisfăcător. O posibilitate este de a utiliza adrese de transport valabile doar pentru o singură utilizare. În această abordare, ori de câte ori este necesară o adresă la nivel transport, va fi generată una nouă. După ce conexiunea este eliberată, adresa nu mai este folosită. Acest mecanism face însă imposibl modelul cu server de procese din fig. 6-9.

O altă posibilitate este de a atribui fiecărei conexiuni un identificator (adică, un număr de secvență incrementat pentru fiecare conexiune stabilită), ales de cel care inițiază conexiunea, și pus în fiecare TPDU, inclusiv în cel care inițiază conexiunea. După ce o conexiune este eliberată, fiecare entitate de transport va completa o tabelă cu conexiunile care nu mai sunt valide, reprezentate ca perechi (entitate de transport, identificator conexiune). Ori de câte ori apare o cerere de conexiune se va verifica în tabelă că ea nu aparține unei conexiuni care a fost eliberată anterior.

Din nefericire, această schemă are un defect important: ea necesită ca fiecare entitate de transport să mențină informația despre conexiunile precedente un timp nedefinit. Dacă o mașină cade și își pierde datele din memorie, ea nu va mai ști care identificatori de conexiune au fost deja utilizați.

Putem încerca și o altă soluție. În loc să permitem pachetelor să trăiască la nesfârșit în subrețea, putem inventa un mecanism care să elimine pachetele îmbătrânite. Dacă suntem siguri că nici un pachet nu poate să supraviețuiască mai mult de un anume interval de timp cunoscut, problema devine ceva mai ușor de rezolvat.

Durata de viață a pachetelor poate fi limitată la un maxim cunoscut, folosind una (sau mai multe) din următoarele tehnici:

1. Restricții în proiectarea subrețelei
2. Adăugarea unui contor al nodurilor parcurse în fiecare pachet
3. Adăugarea unei amprente de timp la fiecare pachet

Prima metodă include soluțiile care împiedică pachetele să stea în buclă, combinate cu modalități de a limita întârzierile datorate congestiilor, pe orice cale din rețea (indiferent de lungime). A doua metodă constă în a inițializa contorul cu o valoare adecvată și în a-l decrementa la trecerea prin orice nod. Protocolul de nivel rețea pur și simplu elimină pachetele al căror contor a devenit zero. A treia metodă presupune ca fiecare pachet să conțină timpul creării sale, ruterele acceptând să elimine pachetele mai vechi de un anumit moment de timp, asupra căruia au căzut de acord. Această metodă necesită ca ceasurile de la fiecare ruter să fie sincronizate, și această cerință în sine este destul de greu de îndeplinit (mai ușor este dacă sincronizarea ceasurilor se obține din exteriorul rețelei, de exemplu folosind GPS sau stații radio care transmit periodic ora exactă).

În practică, nu este suficient doar să garantăm că pachetul este eliminat, ci trebuie garantat și că toate confirmările sale au fost eliminate, astfel încât vom introduce T, care va fi un multiplu (mic) al duratei maxime de viață a unui pachet. Depinde de protocol de câte ori T este mai mare decât durata de viață a unui pachet. Dacă așteptăm un timp T după trimiterea unui pachet putem fi siguri că toate urmele sale au dispărut și nici el, nici vreo confirmare de-a sa nu vor apărea din senin, doar ca să complice lucrurile.

Folosind durata de viață limitată a pachetelor, există metode de a obține conexiuni sigure a căror corectitudine a fost demonstrată. Metoda descrisă în cele ce urmează este datorată lui Tomlinson (1975). Ea rezolvă problema, dar introduce câteva particularități proprii. Metoda a fost îmbunătățită de Sunshine și Dalal (1978). Variante ale sale sunt larg folosite în practică, inclusiv în TCP.

Pentru a ocoli problemele generate de pierderea tuturor datelor din memoria unei mașini după o cădere, Tomlinson propune echiparea fiecărei mașini cu un ceas. Nu este nevoie ca ceasurile de pe mașini diferite să fie sincronizate. Fiecare ceas va fi de fapt un contor binar care se autoincrementează după un anumit interval de timp. În plus, numărul de biți ai contorului trebuie să fie cel puțin egal cu numărul de biți al numerelor de secvență. În cele din urmă, și cel mai important, ceasul trebuie să continue să funcționeze chiar în cazul în care calculatorul gazdă cade.

Ideea de bază este de a fi siguri că două TPDU numerotate identic nu pot fi generate în același timp. Atunci când conexiunea este inițiată, k biți mai puțin semnificativi ai ceasului sunt folosiți ca număr inițial de secvență (tot k biți). Astfel, fiecare conexiune începe să-și numeroteze TPDU-urile sale cu un număr de secvență diferit. Spațiul numerelor de secvență ar trebui să fie suficient de mare pentru ca, în timpul scurs până când contorul ajunge din nou la același număr, toate TPDU-urile vechi cu acel număr să fi dispărut deja. Această relație liniară între timp și numărul de secvență inițial este prezentată în fig. 6-10.

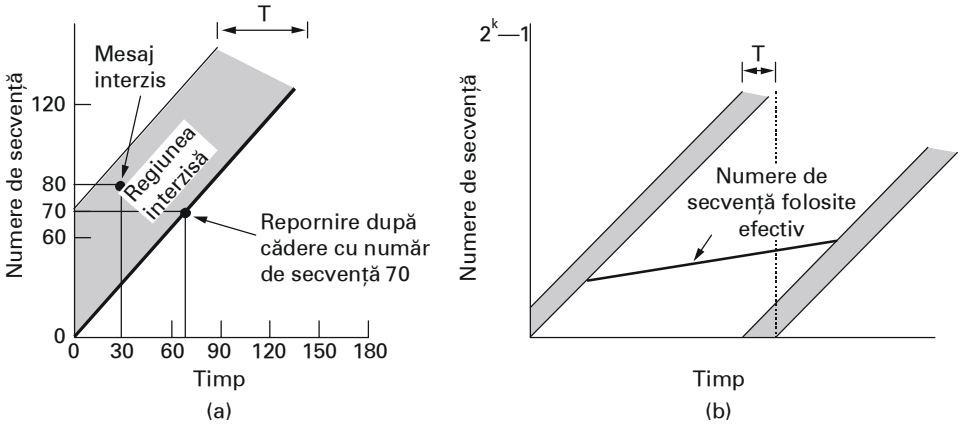


Fig. 6-10. (a) TPDU-urile nu pot să intre în regiunea interzisă. (b) Problema resincronizării.

Odată ce ambele entități de transport au căzut de acord asupra numărului de secvență inițial, pentru controlul fluxului poate fi folosit orice protocol cu fereastră glisantă. În realitate curba ce reprezintă numărul inițial de secvență (desenată cu linie îngroșată) nu este chiar liniară, ci în trepte, căci ceasul avansează în trepte. Pentru simplitate, vom ignora acest detaliu.

O problemă apare atunci când cade un calculator gazdă. Când el își revine, entitatea sa de transport nu știe unde a rămas în spațiul numerelor de secvență. O soluție este de a cere entității de transport să stea neocupată T secunde după revenire pentru ca în acest timp toate vechile TPDU să dispară. Totuși, într-o rețea complexă T poate fi destul de mare, astfel că această strategie nu este prea atrăgătoare.

Pentru a evita cele T secunde de timp nefolosit după o cădere, este necesar să introducem o nouă restricție în utilizarea numerelor de secvență. Necesitatea introducerii acestei restricții este evidentă în următorul exemplu. Fie T, timpul maxim de viață al unui pachet, egal cu 60 de secunde și să presupunem că ceasul este incrementat la fiecare secundă. După cum arată linia îngroșată din fig. 6-10(a), numărul inițial de secvență pentru o conexiune inițiată la momentul x este x. Să ne imaginăm că la t=30 sec, unui TPDU trimis pe conexiunea cu numărul 5 (deschisă anterior) i se dă numărul de secvență 80. Să numim acest TPDU *X.* Imediat după ce *X* este trimis, calculatorul gazdă cade și revine imediat. La t=60 el redeschide conexiunile de la 0 la 4. La t=70, el deschide conexiunea 5, folosind un număr de secvență inițial 70, așa cum am stabilit. În următoarele 15 secunde el va transmite TPDU-uri cu date numerotate de la 70 la 80. Astfel că la t=85, în subrețea este generat un nou TPDU cu numărul de secvență 80 și conexiunea 5. Din nefericire, TPDU *X* încă mai există. Dacă el ajunge înaintea noului TPDU 80, atunci TPDU *X* va fi acceptat și TPDU-ul corect va fi respins ca fiind un duplicat.

Pentru a preveni o astfel de problemă trebuie să luăm măsuri ca numerele de secvență să nu fie utilizate (adică atribuite unor noi TPDU-uri) un timp T înaintea utilizării lor ca noi numere de secvență. Combinațiile imposibile - timp, număr de secvență - sunt prezentate în fig. 6-10(a) ca **regiunea interzisă**. Înainte de trimiterea oricărui TPDU pe orice conexiune, entitatea de transport trebuie să citească ceasul și să verifice dacă nu cumva se află în regiunea interzisă.

Pot să apară probleme în două cazuri: dacă un calculator gazdă trimite prea multe date și prea repede pe o conexiune nou deschisă, curba numărului de secvență în funcție de timp poate să fie mult

mai abruptă decât cea inițială. Aceasta înseamnă că rata de transmisie pentru orice conexiune este de cel mult un TPDU pe unitatea de timp a ceasului. De asemenea, este necesar ca entitatea de transport să aștepte până când ceasul avansează o dată, înainte să deschidă o nouă conexiune pentru ca, la revenirea după o cădere, același număr de secvență să nu fie utilizat de două ori. Cele două observații de mai sus sunt argumente pentru ca perioada ceasului să fie cât mai mică (câteva μs sau mai mică).

Din nefericire, intrarea în regiunea interzisă prin trimitere prea rapidă nu este singura situație care creează probleme. Fig. 6-10(b) arată că la orice rată de transfer mai mică decât frecvența ceasului curba numerelor de secvență utilizate raportată la timp va ajunge până la urmă în regiunea interzisă din stânga. Cu cât curba numerelor de secvență utilizate va fi mai înclinată, cu atât mai târziu se ajunge în regiunea interzisă. Așa cum am afirmat anterior, imediat înaintea trimiterii unui TPDU, entitatea de transport trebuie să verifice dacă nu se află cumva în regiunea interzisă, și, dacă se află, să întârzie transmisia cu T secunde sau să resincronizeze numerele de secvență.

Metoda bazată pe ceasuri rezolvă problema duplicatelor întârziate pentru TPDU-urile de date, dar pentru ca această metodă să poată fi folosită, trebuie mai întâi să stabilim conexiunea. Deoarece TPDU-urile de control pot și ele să fie întârziate, pot apărea probleme atunci când entitățile de transport încercă să cadă de acord asupra numărului inițial de secvență. Să presupunem, de exemplu, că, pentru a stabili o conexiune, gazda 1 trimite un mesaj CONNECTION REQUEST conținând numărul de secvență inițial propus și portul destinație gazdei 2. Acesta va confirma mesajul trimițând înapoi un TPDU CONNECTION ACCEPTED . Dacă TPDU-ul CONNECTION REQUEST este pierdut, dar un duplicat întârziat al unui alt CONNECTION REQUEST va ajunge la gazda 2, atunci conexiunea nu va fi stabilită corect.

Pentru a rezolva aceasta problemă, Tomlinson (1975) a introdus stabilirea conexiunii cu înțelegere în trei pași (three-way handshake). Acest protocol nu necesită ca ambele părți să înceapă să trimită același număr de secvență, deci poate fi utilizat și împreună cu alte metode de sincronizare decât ceasul global. Procedura normală de inițiere a conexiunii este exemplificată în fig. 6-11(a). Gazda 1 alege un număr de secvență *x* și trimite un TPDU CONNECTION REQUEST care conține *x* gazdei 2. Gazda 2 răspunde cu CONNECTION ACK, confirmând *x* și anunțând numărul său inițial de secvență, *y*. În cele din urmă gazda 1 confirmă alegerea lui *y* gazdei 2 în primul mesaj de date pe care îl trimite.

Vom arunca acum o privire asupra stabilirii conexiunii cu înțelegere în trei pași în prezența TPDU-urilor de control duplicate întârziate. În fig. 6-11(b) primul TPDU sosit este o copie întârziată a unui CONNECTION REQUEST de la o conexiune mai veche. Acest TDU ajunge la gazda 2 fără ca gazda 1 să știe. Gazda 2 răspunde acestui TPDU trimițând gazdei 1 un TPDU ACK, verificând de fapt că gazda 1 a încercat într-adevăr să stabilească o conexiune. Atunci când gazda 1 refuză cererea gazdei 2 de a stabili conexiunea, gazda 2 își dă seama că a fost păcălită de o copie întârziată și abandonează conexiunea. În acest fel o copie întârziată nu poate să strice nimic.

În cel mai rău caz, atât CONNECTION REQUEST cât și ACK sunt copii întârziate în subrețea. Acest caz este prezentat în 6-11(c). Ca și în exemplul precedent, gazda 2 primește o comandă CONNECTION REQUEST întârziată și răspunde la ea. În acest moment este extrem de important să ne aducem aminte că gazda 2 a propus *y* ca număr inițial de secvență pentru traficul de la 2 la 1, fiind sigur că nu mai există în rețea nici un TPDU (sau confirmare) cu același număr de secvență. Atunci când al doilea TPDU întârziat ajunge la gazda 2, aceasta deduce, din faptul că a fost confirmat *z* și nu *y,* că are de-a face cu o copie mai veche. Important este că nu există nici o combinație posibilă ale unor copii vechi ale TPDU-urilor întârziate care să reușească să inițieze o conexiune atunci când nimeni nu a cerut asta.

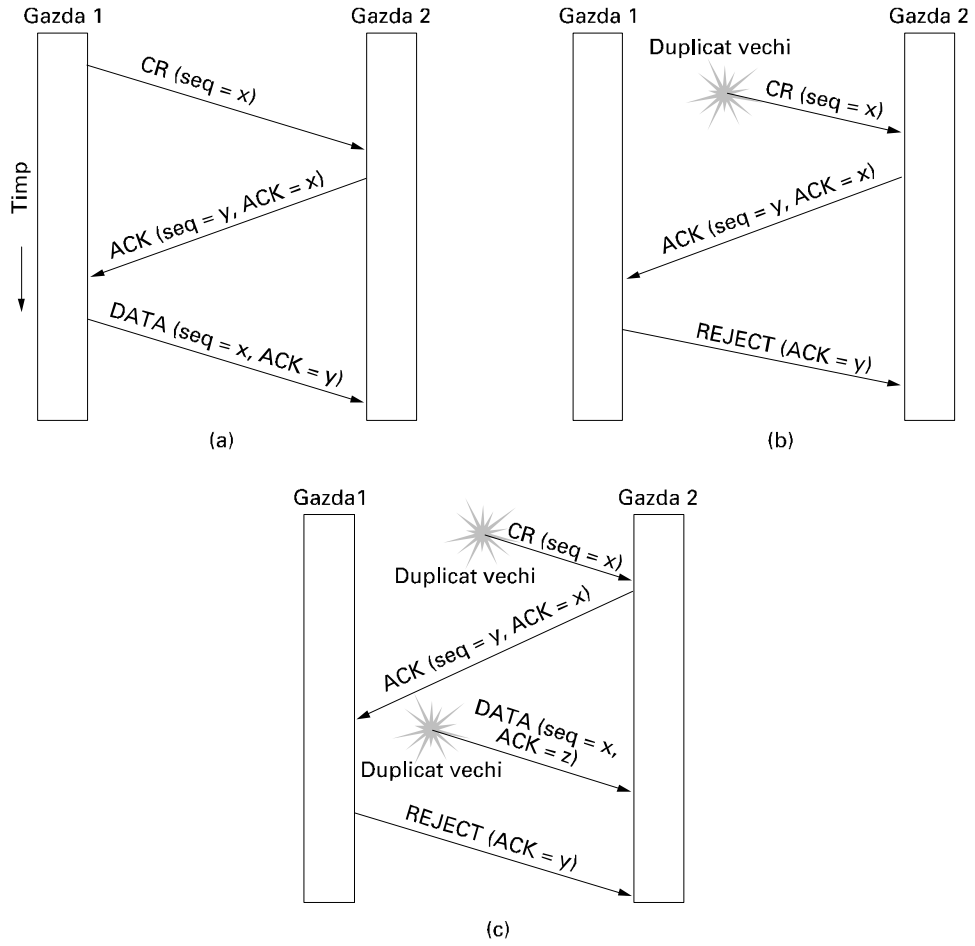


Fig. 6-11. Trei scenarii posibile de stabilire a conexiunii pentru un protocol cu înțelegere în trei pași. CR reprezintă CONNECTION REQUEST. (a) Cazul normal, (b) Un duplicat vechi al unui mesaj CONNECTION REQUEST apare când nu trebuie, (c) Sunt duplicate atât CONNECTION REQUEST cât și CONNECTION ACCEPTED.

6.2.3 Eliberarea conexiunii

Eliberarea unei conexiuni este mai ușoară decât stabilirea ei. Totuși, există mai multe dificultăți decât ne-am aștepta. Așa cum am mai amintit, există două moduri de a termina o conexiune: eliberare simetrică și eliberare asimetrică. Sistemul telefonic folosește eliberarea asimetrică: atunci când unul din interlocutori închide, conexiunea este întreruptă. Eliberarea simetrică privește conexiunea ca pe două conexiuni separate unidirecționale și cere ca fiecare să fie eliberată separat.

Eliberarea asimetrică este bruscă și poate genera pierderi de date. Să considerăm scenariul din fig. 6-12. După stabilirea conexiunii, gazda 1 trimite un TPDU care ajunge corect la gazda 2. Gazda

1 mai trimite un TPDU dar, înainte ca acesta să ajungă la destinație, gazda 2 trimite DISCONNECT REQUEST . În acest caz, conexiunea va fi eliberată și vor fi pierdute date.

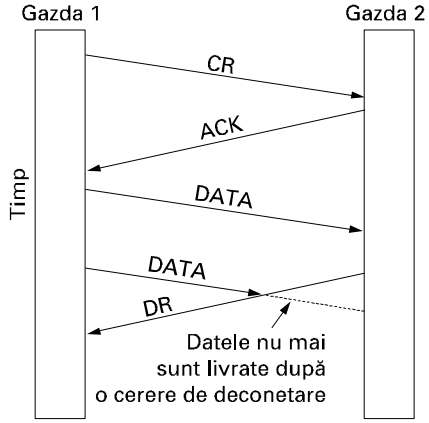


Fig. 6-12. Deconectare bruscă cu pierdere de date. CR= CONNECTION REQUEST, ACK=CONNECTION ACCEPTED , DR=DISCONNECT REQUEST.

Evident, pentru a evita pierderea de date, este necesar un protocol de eliberare a conexiunii mai sofisticat. O posibilitate este utilizarea eliberării simetrice: fiecare direcție este eliberată independent de cealaltă; un calculator gazdă poate să continue să primească date chiar și după ce a trimis un TPDU de eliberare a conexiunii.

Eliberarea simetrică este utilă atunci când fiecare proces are o cantitate fixă de date de trimis și știe bine când trebuie să transmită și când a terminat. În alte situații însă, nu este deloc ușor de determinat când trebuie eliberată conexiunea și când a fost trimis tot ce era de transmis. S-ar putea avea în vedere un protocol de tipul următor: atunci când 1 termină, trimite ceva de tipul: Am terminat. Ai terminat și tu? Dacă gazda 2 răspunde: Da, am terminat. Închidem! conexiunea poate fi eliberată în condiții bune.

Din nefericire, acest protocol nu merge întotdeauna. Binecunoscuta **problemă a celor două armate** este similară acestei situații: să ne imaginăm că armată albă și-a pus tabăra într-o vale (ca în fig. 6-13) Pe amândouă crestele care mărginesc valea sunt armatele albastre. Armata albă este mai mare decât fiecare din cele două armate albastre, dar împreună armatele albastre sunt mai puternice. Dacă oricare din armatele albastre atacă singură, ea va fi înfrântă, dar dacă ele atacă simultan, atunci vor fi victorioase.

Armatele albastre vor să-și sincronizeze atacul. Totuși singura lor posibilitate de comunicație este să trimită un mesager care să străbată valea. Mesagerul poate fi capturat de armata albă și mesajul poate fi pierdut (adică vor trebui să utilizeze un canal de comunicație nesigur). Problema este următoarea: există vreun protocol care să permită armatelor albastre să învingă?

Să presupunem că comandantul primei armate albastre trimite un mesaj: „Propun să atacăm pe 29 martie”, mesajul ajunge la armata 2 al cărei comandant răspunde: „De acord” iar răspunsul ajunge înapoi la armata 1. Va avea loc atacul în acest caz? Probabil că nu, deoarece comandantul armatei 2 nu știe dacă răspunsul său a ajuns sau nu la destinație. Dacă nu a ajuns, armata 1 nu va ataca, deci ar fi o prostie din partea lui să intre în luptă.

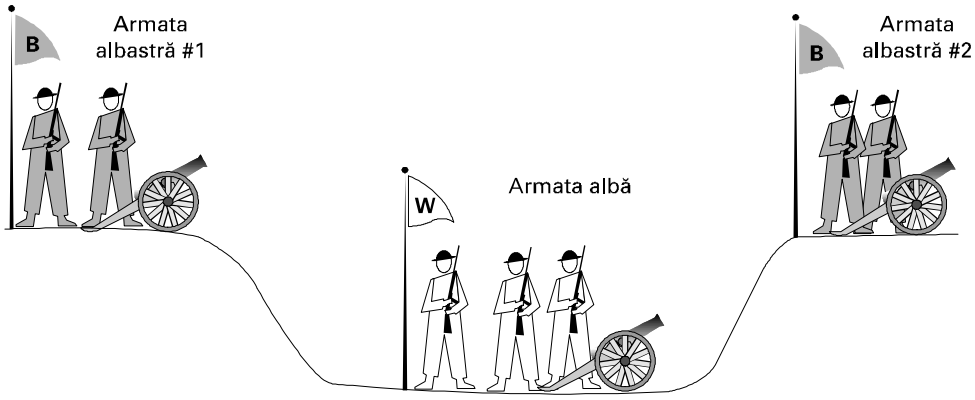


Fig. 6-13. Problema celor două armate.

Să încercăm să îmbunătățim protocolul, transformându-l într-unul cu înțelegere în trei pași. Inițiatorul propunerii de atac trebuie să confirme răspunsul. Presupunând că nici un mesaj nu este pierdut, armata 2 va avea confirmarea, dar comandantul armatei 1 va ezita acum. Până la urmă, el nu știe dacă confirmarea sa a ajuns la destinație și este sigur că dacă aceasta nu a ajuns, armata 2 nu va ataca. Am putea să încercăm un protocol cu confirmare în patru timpi, dar ne-am lovi de aceleași probleme.

De fapt, poate fi demonstrat că nu există un protocol care să funcționeze. Să presupunem că ar exista un asemenea protocol: decizia finală poate să depindă sau nu de ultimul mesaj al unui asemenea protocol. Dacă nu depinde, putem elimina acest mesaj (și oricare altul la fel) până ajungem la un protocol în care orice mesaj este vital. Ce se va întâmpla dacă ultimul mesaj este interceptat? Tocmai am hotărât că acest mesaj era unul vital, deci dacă este pierdut, atacul nu va avea loc. Deoarece cel care trimite ultimul mesaj nu poate fi niciodată sigur că mesajul a ajuns, el nu va risca atacând. Mai rău chiar, cealaltă armată albastră știe și ea acest lucru, deci nu va ataca nici ea.

Pentru a vedea legătura problemei celor două armate cu problema eliberării conexiunii este suficient să înlocuim 'atac' cu 'deconectare'. Dacă niciuna din părți nu se deconectează până nu este sigură că cealaltă parte este gata să se deconecteze la rândul ei, atunci deconectarea nu va mai avea loc niciodată.

În practică suntem dispuși să ne asumăm mai multe riscuri atunci când este vorba de eliberarea conexiunii decât atunci când este vorba de atacarea armatei albe, așa încât situația nu este întru totul fără speranță. Fig. 6-14 prezintă patru scenarii de eliberare a conexiunii folosind un protocol cu confirmare în trei timpi. Deși acest protocol nu este infailibil, el este în general adecvat.

În fig. 6-14(a) apare cazul normal în care unul dintre utilizatori trimite un TPDU de tip DR (DISCONNECT REQUEST) pentru a iniția eliberarea conexiunii. Atunci când acesta sosește, receptorul trimite înapoi tot un TPDU DR și pornește un ceas pentru a trata cazul în care mesajul său este pierdut. Când primește mesajul înapoi, inițiatorul trimite o confirmare și eliberează conexiunea. În sfârșit, la primirea confirmării, receptorul eliberează și el conexiunea. Eliberarea conexiunii înseamnă de fapt că entitatea de transport șterge din tabelele sale informația despre conexiunea respectivă din tabela de conexiuni deschise în momentul curent și semnalează acest lucru utilizatorului nivelului transport. Această acțiune nu este același lucru cu apelul unei primitive DISCONNECT de către un utilizator al nivelului transport.

Dacă ultima confirmare este pierdută, ca în fig. 6-14(b), putem salva situația cu ajutorul ceasului: după scurgerea unui anumit interval de timp conexiunea este eliberată oricum.

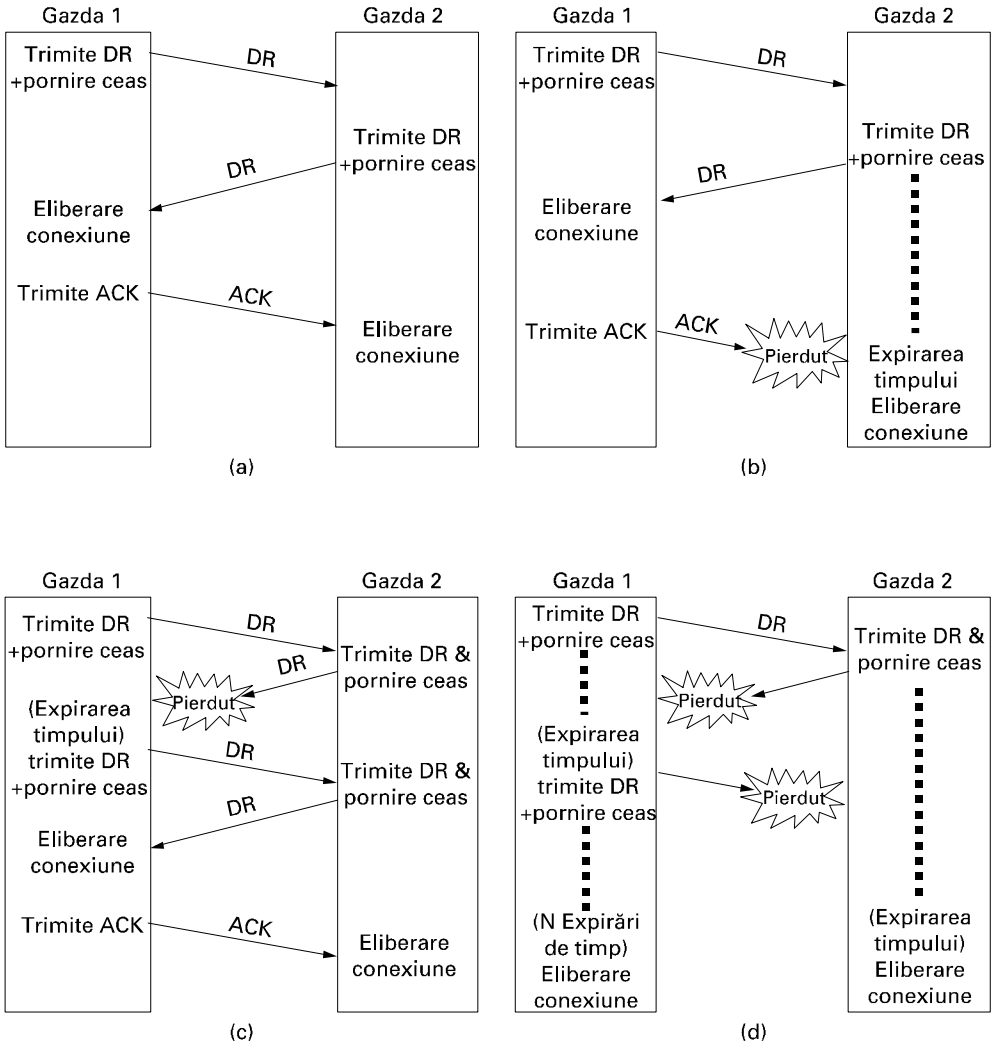


Fig. 6-14. Patru cazuri posibile la eliberarea conexiunii: (a)Cazul normal cu confirmare în trei timpi. (b)Ultima confirmare este pierdută. (c) Răspunsul este pierdut. (d) Răspunsul și următoarele cereri de deconectare sunt pierdute. (DR=DISCONNECT REQUEST).

Să considerăm acum cazul în care cel de-al doilea DR este pierdut: utilizatorul care a inițiat deconectarea nu va primi răspunsul așteptat, va aștepta un anumit timp și va trimite din nou un DR. În fig. 6-14(c), putem vedea cum se petrec lucrurile în acest caz, presupunând că la a doua încercare toate TPDU-urile ajung corect și la timp.

Ultima posibilitate pe care o studiem, prezentată în fig. 6-14(d), este similară cu cea din 6-14(c), cu următoarea diferență: de aceasta dată niciuna din încercările următoare de a retransmite DR nu reușește. După *N* încercări, emițătorul va elibera pur și simplu conexiunea. În același timp, și receptorul va elibera conexiunea după expirarea timpului.

Deși acest protocol este, în general, destul de bun, în teorie el poate să dea greș dacă atât mesajul DR inițial cât și *N* retransmisii ale sale se pierd. Emițătorul va renunța și va elibera conexiunea, în timp ce la celălalt capăt nu se știe nimic despre încercările de deconectare și aceasta va rămâne în continuare activă. În această situație rezultă o conexiune deschisă pe jumătate.

Am putea evita această problemă nepermițând emițătorului să cedeze după *N* reîncercări nereușite, ci cerându-i să continue până primește un răspuns. Totuși, dacă celeilalte părți i se permite să elibereze conexiunea după un interval de timp, este posibil ca inițiatorul să ajungă să aștepte la infinit. Dacă însă nu s-ar permite eliberarea conexiunii după expirarea unui interval de timp, atunci în cazul din fig. 6-14 (b) protocolul s-ar bloca.

O altă posibilitate de a scăpa de conexiunile pe jumătate deschise este de a aplica o regulă de tipul: dacă nici un TPDU nu sosește într-un anumit interval de timp, atunci conexiunea este eliberată automat. În acest fel, dacă una din părți se deconectează, cealaltă parte va detecta lipsa de activitate și se va deconecta și ea. Desigur, pentru a implementa aceasta regulă este nevoie ca fiecare entitate de transport să aibă un ceas care va fi repornit la trimiterea oricărui TPDU. La expirarea timpului, se transmite un TPDU vid, doar pentru a menține conexiunea deschisă. Pe de altă parte, dacă este aleasă această soluție, și câteva TPDU-uri vide sunt pierdute la rând pe o conexiune altfel liberă, este posibil ca, mai întâi una din părți, apoi cealaltă să se deconecteze automat.

Nu vom mai continua să detaliem acest subiect, dar probabil că acum este clar că eliberarea unei conexiuni fără pierderi de date nu este atât de simplă cum părea la început.

6.2.4 Controlul fluxului și memorarea temporară (buffering)

După ce am studiat în detaliu stabilirea și eliberarea conexiunii, vom arunca o privire asupra modului în care sunt tratate conexiunile cât timp sunt utilizate. Una din problemele cheie a apărut și până acum: controlul fluxului. La nivel transport există asemănări cu problema controlului fluxului la nivel legătură de date, dar există și deosebiri. Principala asemănare: la ambele niveluri este necesar un mecanism (fereastră glisantă sau altceva) pentru a împiedica un emițător prea rapid să depășească capacitatea de recepție a unui receptor prea lent. Principala deosebire: un ruter are în general puține linii, dar poate să aibă numeroase conexiuni. Această diferență face nepractică implementarea la nivel transport a strategiei de memorare temporară a mesajelor folosită la nivel legătură de date.

În protocoalele pentru legătura de date prezentate în cap. 3, cadrele sunt memorate temporar atât de ruterul care emite cât și de cel care recepționează. În protocolul 6, de exemplu, atât emițătorul cât și receptorul au alocate un număr de *MAXSEQ+1* tampoane pentru fiecare linie, jumătate pentru intrări și jumătate pentru ieșiri. Pentru un calculator gazdă cu, să spunem, 64 de conexiuni și numere de secvență de 4 biți, acest protocol ar necesita 1024 tampoane.

La nivel legătură de date, emițătorul trebuie să memoreze cadrele transmise, pentru că poate fi necesară retransmiterea acestora. Dacă subrețeaua oferă un serviciu datagramă, atunci entitatea de transport emițătoare va trebui să memoreze pachetele trimise din aceleași motive. Dacă receptorul știe că emițătorul stochează toate TPDU-urile până când acestea sunt confirmate, el poate să aloce sau nu tampoane specifice fiecărei conexiuni, după cum i se pare mai bine.

Receptorul poate, de exemplu, să rezerve un singur grup de tampoane pentru toate conexiunile. La sosirea unui TPDU se face o încercare de a obține dinamic un nou tampon. Dacă un tampon este liber, atunci TPDU-ul este acceptat, altfel, este refuzat. Cum emițătorul este gata să retransmită TPDU-urile pierdute de subrețea, faptul că unele TPDU-uri sunt refuzate nu produce nici o daună, deși în acest fel sunt risipite resurse. Emițătorul va retransmite până când va primi confirmarea.

Pe scurt, dacă serviciul rețea nu este sigur, emițătorul va trebui să memoreze toate TPDU-urile trimise, la fel ca la nivel legătură de date. Totuși, folosind un serviciu la nivel rețea sigur sunt posibile unele compromisuri. În particular, dacă emițătorul știe că receptorul are întotdeauna tampoane disponibile, atunci nu trebuie să păstreze copiile TPDU-urilor trimise. Totuși, dacă receptorul nu poate garanta că orice TPDU primit va fi acceptat, emițătorul va trebui să păstreze copii. În ultimul caz, emițătorul nu poate avea încredere în confirmarea primită la nivel rețea, deoarece aceasta confirmă sosirea TPDU-ului la destinație, dar nu și acceptarea lui. Vom reveni asupra acestui punct important mai târziu.

Chiar dacă receptorul va realiza memorarea temporară a mesajelor primite, mai rămâne problema dimensiunii tamponului. Dacă cea mai mare parte a TPDU-urilor au aceeași dimensiune, este naturală organizarea tampoanelor într-o resursă comună care conține tampoane de aceeași dimensiune, cu un TPDU per tampon, ca în fig. 6-15(a). Dacă însă dimensiunea TPDU-urilor variază de la câteva caractere tipărite la un terminal, la mii de caractere pentru un transfer de fișiere, organizarea ca o resursă comună cu tampoane de aceeași dimensiune va pune probleme. Dacă dimensiunea tampoanelor ar fi constantă, egală cu cel mai mare TPDU posibil, atunci va apărea o risipă de spațiu ori de câte ori este primit un TPDU mai scurt. Dacă dimensiunea tampoanelor este aleasă mai mică decât cel mai mare TPDU posibil, atunci pentru memorarea unui TPDU mai lung vor fi necesare mai multe tampoane, iar complexitatea operației va crește.

O altă soluție este utilizarea unor tampoane de dimensiune variabilă, ca în fig. 6-15(b). Avantajul este o mai bună utilizare a memoriei, cu prețul unei gestiuni a tampoanelor mai complicată. O a treia posibilitate este alocarea unui singur tampon circular pentru fiecare conexiune, ca în fig. 6-15(c). Această soluție are de asemenea avantajul unei utilizări eficiente a memoriei, dar numai în situația în care conexiunile sunt relativ încărcate.

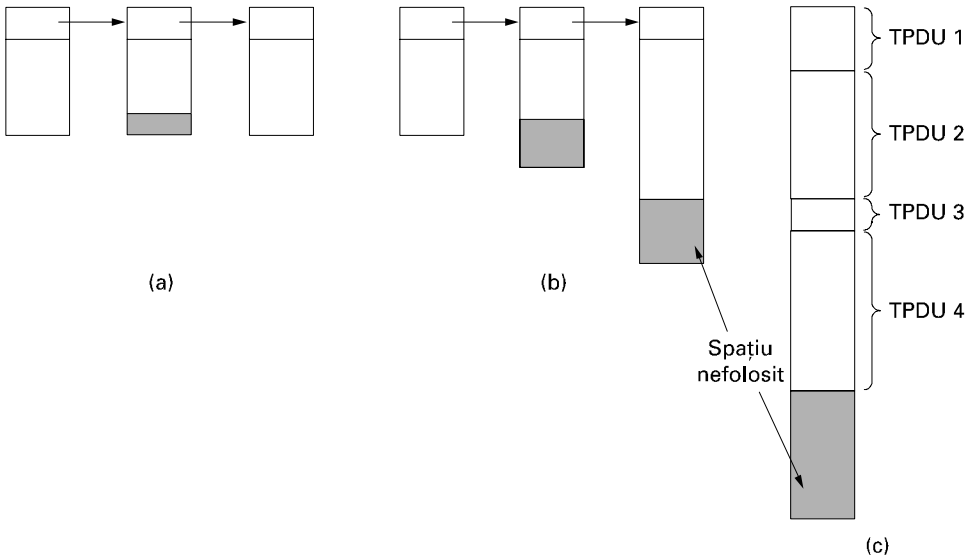


Fig. 6-15. (a) Tampoane de dimensiune fixă înlănțuite. (b) Tampoane de dimensiune variabilă înlănțuite. (c) Un tampon circular pentru fiecare conexiune.

Compromisul optim între memorarea temporară la sursă sau la destinație depinde de tipul traficului prin conexiune. Pentru un trafic în rafală cu o bandă de transfer îngustă, ca traficul produs de

un terminal interactiv, este mai bine ca tampoanele să nu fie prealocate, ci mai curând, alocate dinamic. Întrucât emițătorul nu poate să fie sigur că receptorul va reuși să aloce un tampon la sosirea unui pachet, emițătorul va fi nevoit să rețină copia unui TPDU transmis până când acesta va fi confirmat. Pe de altă parte, pentru un transfer de fișiere sau pentru orice alt trafic care necesită o bandă de transfer largă este mai bine dacă receptorul alocă un set întreg de tampoane, pentru a permite un flux de date la viteză maximă. Cu alte cuvinte, pentru un trafic în rafală cu o bandă de transfer îngustă este mai bine să fie folosite tampoane la emițător, în timp ce pentru un trafic continuu cu o bandă de transfer largă, este mai eficientă folosirea tampoanelor la receptor.

Pe măsură ce conexiunile sunt create și eliberate de trafic, iar șablonul se schimbă, emițătorul și receptorul trebuie să își ajusteze dinamic politica de alocare a tampoanelor. În consecință, protocolul de transport trebuie să permită emițătorului să ceară spațiu pentru tampoane la capătul celălalt al conexiunii. Tampoanele pot fi alocate pentru o anumită conexiune sau pot fi comune pentru toate conexiunile între două calculatoare gazdă. O alternativă este ca receptorul, cunoscând situația tampoanelor sale (dar necunoscând șablonul traficului) să poată spune emițătorului: „Am rezervat X tampoane pentru tine”. Dacă numărul conexiunilor deschise trebuie să crească, poate fi necesar ca spațiul alocat unei singure conexiuni să scadă, deci protocolul trebuie să furnizeze și această facilitate.

O modalitate înțeleaptă de a trata alocarea dinamică a tampoanelor este separarea stocării în tampoane de confirmarea mesajelor, spre deosebire de protocolul cu fereastră glisantă din cap. 3. Alocarea dinamică a tampoanelor înseamnă, de fapt, o fereastră cu dimensiune variabilă. La început, emițătorul trimite cereri pentru un anumit număr de tampoane bazându-se pe o estimare a necesităților. Receptorul îi alocă atâtea tampoane cât își poate permite. De fiecare dată când emițătorul trimite un TPDU, el decrementează numărul de tampoane pe care le are alocate la receptor, oprindu-se când acest număr devine zero. Receptorul trimite înapoi confirmări și situația tampoanelor alocate, împreună cu traficul în sens invers.

Fig. 6-16 este un exemplu pentru modul în care administrarea dinamică a ferestrelor poate fi folosită într-o subrețea cu datagrame, cu numere de secvență pe 4 biți. Să presupunem că informația despre alocarea tampoanelor este împachetată în TPDU-uri distincte și că este separată de traficul în sens invers. La început A dorește opt tampoane, dar nu i se acordă decât patru. După aceea trimite trei TPDU-uri, iar al treilea este pierdut. TPDU-ul 6 confirmă recepția tuturor TPDU-urilor cu numere de secvență mai mici sau egale cu 1, permițând lui A să elibereze acele tampoane și, mai mult, îl informează pe A că B poate să mai recepționeze trei TPDU-uri (adică TPDU-urile cu numere de secvență 2, 3, 4). A știe că a trimis deja numărul 2, deci se gândește că ar putea trimite 3 și 4, ceea ce și încearcă să facă. În acest moment, el este blocat și trebuie să aștepte alocarea unui tampon. Expirarea timpului pentru primirea confirmării determină retransmisia mesajului 2 (linia 9), care poate avea loc, deși emițătorul este blocat, deoarece se vor utiliza tampoane deja alocate. În linia 10, B confirmă primirea tuturor TPDU-urilor până la 4, dar îl ține pe A încă blocat. O astfel de situație ar fi fost imposibilă cu protocolul cu fereastră glisantă prezentat în cap. 3. Următorul TPDU de la B la A alocă încă un tampon și îi permite lui A să continue.

În cazul strategiilor pentru alocarea tampoanelor de tipul celei de mai sus, eventuale probleme pot să apară în rețele neorientate pe conexiune dacă sunt pierdute TPDU-uri de control. Să privim linia 16 din fig. 6-16: B a mai alocat tampoane pentru A, dar TPDU-ul care transmitea această informație a fost pierdut. Deoarece TPDU-urile de control nu sunt numerotate sau retransmise, A va fi blocat. Pentru a preveni această situație, fiecare calculator gazdă trebuie să trimită periodic pe fiecare conexiune TPDU-uri de control ce pot conține confirmări și informații despre starea tampoanelor. În acest fel, A va fi deblocat mai devreme sau mai târziu.

	A	Mesajul	B	Comentarii
1	→	< cere 8 tampoane>	→	A cere 8 tampoane
2	←	<ack=15, buf=4>	←	B îi acordă tampoane numai de la 0 la 3
3	→	<seq = 0, data = m0>	→	A mai are 3 tampoane libere
4	→	<seq = 1, data = m1>	→	A mai are 2 tampoane libere
5	→	<seq = 2, data = m2>	•••	Mesaj pierdut, dar A crede că mai are un singur tampon liber
6	←	<ack = 1, buf = 3>	←	B confirmă 0 și 1 și permite 2-4
7	→	<seq = 3, data = m3>	→	A mai are tampoane
8	→	<seq = 4, data = m4>	→	A nu mai are tampoane libere și trebuie să se oprească
9	→	<seq = 2, data = m2>	→	A retransmite la expirarea intervalului de timp
10	←	<ack = 4, buf = 0>	←	Toate mesajele sunt confirmate, dar A este în continuare blocat
11	←	<ack = 4, buf = 1>	←	A poate să îl trimită acum pe 5
12	←	<ack = 4, buf = 2>	←	B a mai găsit un tampon
13	→	<seq = 5, data = m5>	→	A mai are un tampon liber
14	→	<seq = 6, data = m6>	→	A este blocat din nou
15	←	<ack = 6, buf = 0>	←	A este blocat în continuare
16	•••	<ack = 6, buf = 4>	←	Posibilă interblocare

Fig. 6-16. Alocarea dinamică a tampoanelor. Săgețile indică direcția transmisiei. Punctele de suspensie (...) indică pierderea unui TPDU.

Până acum am presupus tacit că singura limită impusă ratei de transfer a emițătorului este legată de dimensiunea spațiului alocat la receptor pentru tampoane. Deoarece prețul memoriei continuă să scadă vertiginos, ar putea deveni posibilă echiparea unei gazde cu suficient de multă memorie, astfel încât lipsa tampoanelor să pună rar probleme, dacă le va pune vreodată.

Atunci când spațiul de memorie alocat pentru tampoane nu limitează fluxul maxim, va apărea o altă limitare: capacitatea de transport a subrețelei. Dacă două rutere adiacente pot să schimbe cel mult x pachete pe secundă și există k căi distincte între două calculatoare gazdă, atunci este imposibil transferul la o rată mai mare de $k * x$ TPDU-uri pe secundă, oricât de multe tampoane ar fi alocate la cele două capete ale conexiunii. Dacă emițătorul se grăbește prea tare (adică trimite mai mult de $k * x$ TPDU-uri pe secundă), rețeaua se va congestiona, deoarece nu va putea să livreze datele le fel de repede cum le primește.

Este necesar un mecanism bazat pe capacitatea de transport a subrețelei și nu pe capacitatea de memorare în tampoane a receptorului. Evident, mecanismul de control al fluxului trebuie aplicat la emițător pentru a preveni existența prea multor TPDU-uri neconfirmate la acesta. Belsens (1975) a propus folosirea unei scheme cu fereastră glisantă în care emițătorul modifică dinamic dimensiunea ferestrei pentru a o potrivi la capacitatea de transport a rețelei. Dacă rețeaua poate să transporte c TPDU-uri pe secundă și durata unui ciclu (incluzând transmisia, propagarea, timpul petrecut în cozi, prelucrarea la destinație și revenirea confirmării) este r, atunci dimensiunea ferestrei la emițător trebuie să fie $c * r$. Folosind o fereastră cu această dimensiune, emițătorul va putea lucra la capacitate maximă. Orice mică scădere a performanțelor rețelei va genera blocări ale emițătorului.

Pentru a ajusta periodic dimensiunea ferestrei, emițătorul poate urmări cei doi parametri, după care poate calcula dimensiunea dorită a ferestrei. Capacitatea de transport a subrețelei poate fi de-

terminată pur și simplu numărând TPDU-urile confirmate într-o anumită perioadă de timp și raportând la acea perioadă. În timpul măsurătorii, emițătorul trebuie să transmită cât mai repede pentru a fi sigur că factorul care limitează numărul confirmărilor este capacitatea de transport a subrețelei și nu rata mică de emisie. Timpul necesar pentru ca un TPDU transmis să fie confirmat poate fi măsurat cu exactitate și media poate fi calculată continuu. Deoarece capacitatea de transport a rețelei disponibilă pentru orice flux dat variază în timp, dimensiunea ferestrei trebuie ajustată frecvent pentru a urmări schimbările în capacitatea de transport. Așa cum vom vedea mai departe, în Internet se folosește un mecanism similar.

6.2.5 Multiplexarea

Multiplexarea mai multor conversații pe conexiuni, circuite virtuale și legături fizice joacă un rol important în mai multe niveluri ale arhitecturii rețelei. În cazul nivelului transport, multiplexarea poate fi necesară din mai multe motive. De exemplu, dacă doar o singură adresă de rețea este disponibilă pe o gazdă, toate conexiunile transport de pe acea mașină trebuie să o folosească. Când un TDPU sosește este necesar un mod de a spune cărui proces trebuie dat. Această situație numită **multiplexare în sus**, este prezentată în fig. 6-17(a). În această figură, patru conexiuni transport diferite folosesc în comun aceeași conexiune rețea (de exemplu, adresa IP) către calculatorul gazdă de la distanță.

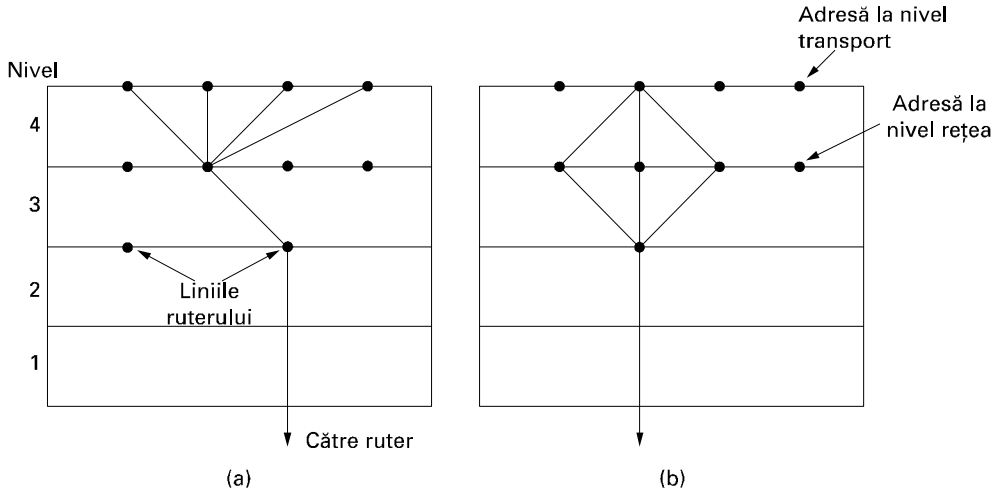


Fig. 6-17. (a) Multiplexare în sus. (b) Multiplexare în jos.

Multiplexarea poate să fie utilă nivelului transport și din alt motiv, legat de deciziile tehnice și nu de politica de prețuri ca până acum. Să presupunem, de exemplu, că o subrețea folosește intern circuite virtuale și impune rată de date maximă p fiecare dintre ele. Dacă un utilizator are nevoie de mai multă lățime de bandă decât poate oferi un circuit virtual, o soluție este ca nivelul transport să deschidă mai multe conexiuni rețea și să distribuie traficul prin acestea (într-un sistem round-robin), la fel ca în fig. 6-17(b). Acest mod de operare se numește **multiplexare în jos.** În cazul a *k* conexiuni rețea deschise lățimea de bandă reală este multiplicată cu un factor *k*. Un exemplu obișnuit de multiplexare în jos apare la utilizatorii care au acasă o linie ISDN. Această linie pune la dispoziție două conexiuni separate de 64 Kbps. Folosirea ambelor pentru apelul unui distribuitor de Internet și împărțirea traficului pe ambele linii, face posibilă atingerea unei lățimi de bandă efectivă de 128 Kbps.

6.2.6 Refacerea după cădere

În cazul în care calculatoarele gazdă sau ruterele se întâmplă să cadă, recuperarea după o astfel de cădere devine o problemă. Dacă entitatea de transport este în întregime conținută de calculatorul gazdă, atunci revenirea după o cădere a rețelei sau a unui ruter este simplă. Dacă nivelul rețea furnizează un serviciu datagramă, atunci entitatea de transport știe să rezolve problema TPDU-urilor pierdute. Dacă nivelul rețea furnizează un serviciu orientat pe conexiune, atunci pierderea unui circuit virtual este tratată stabilind un circuit virtual nou și apoi întrebând entitatea de transport aflată la distanță care TPDU-uri a primit deja și ce TPDU-uri nu. Acestea din urmă pot fi retransmise.

Căderea unui calculator gazdă pune o problemă mult mai supărătoare. În particular, clienții pot dori să continue să lucreze imediat după ce serverul cade și repornește. Pentru a ilustra această dificultate, să presupunem că o gazdă (clientul) trimite un fișier lung unei alte gazde (serverul) folosind un protocol simplu de tip pas-cu-pas (stop-and-wait). Nivelul transport de pe server nu face decât să paseze utilizatorului TPDU-urile primite, unul câte unul. Dacă în timpul transmisiei serverul cade, la revenirea acestuia tabelele sunt reinițializate și serverul nu va mai ști precis unde a rămas.

Într-o încercare de a reveni în starea sa inițială, serverul ar putea să trimită cereri tuturor celorlalte gazde anunțând că tocmai s-a refăcut după o cădere și cerând clienților să-l informeze despre situația tuturor conexiunilor deschise. Fiecare client poate fi în una din următoarele stări: un TPDU neconfirmat (starea S1) sau nici un TPDU neconfirmat (starea S0). Bazându-se numai pe această informație, clientul trebuie să decidă dacă să retransmită sau nu cel mai recent TPDU.

La prima vedere pare evident: atunci când află de căderea și revenirea serverului, clientul trebuie să retransmită doar dacă are TPDU-uri neconfirmate (adică este în starea S1). Totuși, o privire mai atentă descoperă dificultățile care apar în această abordare naivă. Să considerăm, ca exemplu, situația în care entitatea de transport de pe server trimite mai întâi confirmarea și apoi, după ce confirmarea a fost trimisă, pasează datele procesului aplicație. Trimiterea confirmării și transferul datelor procesului aplicație sunt două evenimente distincte care nu pot avea loc simultan. Dacă o cădere a serverului are loc după trimiterea confirmării, dar înainte de transferul datelor, clientul va primi confirmarea și se va afla în starea S0, atunci când anunțul despre cădere ajunge la el. În acest caz, clientul nu va mai retransmite (ceea ce este incorect), crezând că TPDU-ul respectiv a fost recepționat. Această decizie a clientului va conduce la lipsa unui TPDU.

În acest moment s-ar putea spune: „Nimic mai simplu! Tot ceea ce trebuie făcut este să reprogramăm entitatea de transport astfel, încât să transfere datele mai întâi și să trimită confirmarea după aceea!”. Să vedem: dacă transferul datelor a avut loc, dar serverul cade înainte să trimită confirmarea, clientul va fi în starea S1, va retransmite și astfel vom avea un TPDU duplicat în fluxul de date către procesul aplicație.

Oricum ar fi proiectați clientul și serverul, întotdeauna vor exista situații în care revenirea după o cădere nu se va face corect. Serverul poate fi programat în două feluri: să facă mai întâi confirmarea sau să transfere mai întâi datele. Clientul poate fi programat în patru feluri: să retransmită întotdeauna ultimul TPDU, să nu retransmită niciodată, să retransmită numai în starea S0, să retransmită numai în starea S1. Rezultă astfel opt combinații, dar, așa cum vom vedea, pentru fiecare combinație există o anumită succesiune de evenimente pentru care protocolul nu funcționează corect.

La server sunt posibile trei evenimente: trimiterea unei confirmări (A), transferul datelor la procesul aplicație (T) și căderea (C). Aceste trei evenimente pot să fie ordonate în 6 feluri: AC(T), ATC, C(AT), C(TA), TAC și TC(A). Parantezele sunt folosite pentru a indica faptul că nici A, nici

T nu pot urma după C (odată ce serverul a căzut, e bun căzut). Fig. 6-18 prezintă toate cele opt combinații ale strategiilor clientului și serverului și prezintă secvențele valide pentru fiecare din ele. Se observă că pentru orice strategie există o secvență de evenimente pentru care protocolul nu funcționează corect. De exemplu, dacă clientul retransmite întotdeauna, secvența ATC va genera un duplicat care nu poate fi detectat, în timp ce pentru celelalte două secvențe totul este în regulă.

	Strategia folosită de receptor					
	Mai întâi confirmă, apoi transferă			Mai întâi transferă, apoi confirmă		
Strategia folosită de emițător	AC(T)	ATC	C(AT)	C(TA)	T AC	TC(A)
Retransmite întotdeauna	OK	DUP	OK	OK	DUP	DUP
Nu retransmite niciodată	LOST	OK	LOST	LOST	OK	OK
Retransmite în S0	OK	DUP	LOST	LOST	DUP	OK
Retransmite în S1	LOST	OK	OK	OK	OK	DUP

OK = Protocolul funcționează corect
DUP = Protocolul generează un mesaj duplicat
LOST = Protocol pierde un mesaj

Fig. 6-18. Combinațiile diferitelor strategii posibile pentru server și client.

Încercarea de a reproiecta mai minuțios protocolul nu ajută. Chiar dacă clientul și serverul schimbă mai multe TPDU-uri înainte ca serverul să transfere datele, astfel încât clientul știe exact ceea ce se petrece pe server, nu poate afla dacă serverul a căzut imediat înainte sau imediat după transferul datelor. Concluzia se impune de la sine: dată fiind condiția de bază ca două evenimente să nu fie simultane, revenirea după o cădere nu poate fi făcută transparent pentru nivelurile superioare.

În termeni mai generali, acest rezultat poate fi reformulat astfel: restartarea după o cădere a nivelului N nu poate fi făcută decât de către nivelul N+1, și aceasta doar dacă nivelul superior reține suficientă informație de stare. Așa cum am arătat mai sus, nivelul transport poate să revină după erorile nivelului rețea numai dacă fiecare capăt al conexiunii ține minte unde a rămas.

Am ajuns astfel la problema definirii precise a ceea ce înseamnă o confirmare capăt-la-capăt. În principiu, protocolul de transport este unul capăt-la-capăt și nu înlănțuit ca la nivelurile de mai jos. Să considerăm cazul unui utilizator care generează cereri de tranzacții pentru o bază de date de la distanță. Să presupunem că entitatea de transport aflată la distanță este programată să trimită mai întâi TPDU-ul nivelului superior și apoi să confirme. Chiar și în acest caz, primirea unei confirmări de către mașina utilizator nu înseamnă neapărat că mașina gazdă de la distanță a avut timp să actualizeze baza de date. De fapt, o adevărată confirmare capăt-la-capăt, a cărei primire arată că s-au efectuat toate prelucrările de către mașina de la distanță, este probabil imposibil de obținut. Acest subiect este discutat în detaliu de Saltser ș.a. (1984).

6.3 UN PROTOCOL SIMPLU DE TRANSPORT

Pentru a concretiza ideile discutate, în această secțiune vom studia în detaliu un exemplu de nivel transport. Vom utiliza setul abstract de primitive orientate pe conexiune prezentat în fig. 6-2. Alegerea acestor primitive orientate pe conexiune face exemplul ales similar cu (dar mai simplu decât) popularul protocol TCP.

6.3.1 Primitivele serviciului ales ca exemplu

Prima problemă constă în definirea exactă a primitivelor de transport. Pentru CONNECT este ușor: vom avea o rutină de bibliotecă *connect* care poate fi apelată cu parametri potriviți pentru stabilirea unei conexiuni. Parametrii sunt TSAP-ul local și cel aflat la distanță. În timpul apelului, apelantul este blocat în timp ce entitatea de transport încearcă să stabilească conexiunea. Dacă conexiunea reușește, apelantul este deblocat și poate să înceapă să transmită date.

Atunci când un proces dorește să accepte conexiuni, el face un apel *listen* specificând un anumit TSAP pe care îl ascultă. După aceasta, procesul este blocat până când un proces aflat la distanță încearcă să stabilească o conexiune cu TSAP-ul la care așteaptă.

De observat că acest model este asimetric. O parte este pasivă, executând *listen* și așteptând ca ceva să se întâmple. Cealaltă parte este activă și inițiază conexiunea. O întrebare interesantă este: ce trebuie făcut dacă partea activă începe prima? O posibilitate este ca încercarea de conectare să nu reușească dacă nu există nici un proces care să asculte la TSAP-ul aflat la distanță. O altă posibilitate este ca inițiatorul să se blocheze (eventual pentru totdeauna) până când apare un proces care să asculte la TSAP-ul aflat la distanță.

Un compromis folosit în exemplul nostru este păstrarea cererii de conexiune la receptor pentru un anumit interval de timp. Dacă un proces de pe acest calculator gazdă apelează *listen* înainte ca timpul să expire, atunci conexiunea este stabilită, altfel conexiunea este refuzată și apelantul este deblocat întorcând un cod de eroare.

Pentru a elibera o conexiune vom folosi un apel *disconnect.* Atunci când ambele părți s-au deconectat, conexiunea este eliberată. Cu alte cuvinte, folosim un model de deconectare simetric.

Transmisia de date are exact aceeași problemă ca și stabilirea conexiunii: emițătorul este activ, dar receptorul este pasiv. Vom folosi aceeași soluție pentru transmisia de date ca și pentru stabilirea conexiunii, adică un apel activ *send* care trimite datele și un apel pasiv *receive* care blochează până când sosește un TPDU.

Definiția concretă a serviciului constă astfel din cinci primitive: CONNECT, LISTEN, DISCONNECT, SEND și RECEIVE. Fiecare primitivă corespunde unei funcții de bibliotecă care execută acea primitivă. Parametrii pentru primitive și funcțiile de bibliotecă sunt:

```
connum = LISTEN(local)
connum = CONNECT (local, remote)
status = SEND(connum, buffer, bytes)
status = RECEIVE(connum, buffer, bytes)
status = DISCONNECT(connum)
```

Primitiva LISTEN anunță disponibilitatea serverului de a accepta cereri de conexiune la TSAP-ul indicat. Utilizatorul primitivei este blocat până când se face o încercare de conectare la TSAP-ul specificat. Blocarea poate să fie definitivă.

Primitiva CONNECT are doi parametri, un TSAP local (adică o adresă la nivel transport) și un TSAP aflat la distanță și încearcă să stabilească o conexiune între acestea două. Dacă reușește, ea întoarce *connum,* un număr nenegativ utilizat pentru a identifica conexiunea. Dacă nu reușește, motivul este pus în *connum* ca un număr negativ. În modelul nostru (destul de simplu), fiecare TSAP poate să participe la cel mult o singură conexiune de transport, deci un motiv pentru refuzul unei cereri de conectare poate fi că adresa la nivel transport este deja folosită. Alte câteva motive pot fi: gazda de la distanță căzută, adresă locală incorectă sau adresă de la distanță incorectă.

Primitiva SEND trimite conținutul unui tampon ca un mesaj pe conexiunea indicată, eventual divizându-l în mai multe unități, dacă este nevoie. Erorile posibile, întoarse în *status*, pot fi: nu există conexiune, adresă de tampon invalidă sau număr de biți negativ.

Primitiva RECEIVE indică faptul că apelantul așteaptă să recepționeze date. Dimensiunea mesajului este plasată în câmpul *bytes.* Dacă procesul aflat la distanță a eliberat conexiunea sau dacă adresa pentru tampon este incorectă (de exemplu, în afara spațiului de adrese al programului utilizator), funcția va întoarce un cod de eroare indicând natura problemei.

Primitiva DISCONNECT pune capăt unei conexiunii transport indicate prin parametrul *connum*. Erori posibile sunt: *connum* aparține de fapt altui proces sau *connum* nu este un identificator valid de conexiune. Codul de eroare sau 0 pentru succes sunt returnate în *status.*

6.3.2 Entitatea de transport aleasă ca exemplu

Înainte de a studia programul aferent entității de transport, trebuie spus că acesta este un exemplu similar celor din cap. 3: este prezentat mai mult în scop pedagogic decât pentru a fi utilizat. Mai multe detalii tehnice (precum detectarea extensivă a erorilor) care ar fi necesare unui produs real au fost lăsate deoparte pentru simplitate.

Nivelul transport utilizează primitivele serviciului rețea pentru a trimite și recepționa TPDU-uri. Trebuie să alegem primitivele serviciului rețea pe care le vom utiliza pentru acest exemplu. O posibilitate ar fi fost: un serviciu datagramă nesigur. Pentru a păstra simplitatea exemplului, nu am făcut această alegere. Folosind un serviciu datagramă nesigur, codul pentru entitatea de transport ar fi devenit foarte mare și complicat, în cea mai mare parte legat de pachete pierdute sau întârziate. Și în plus, cea mai mare parte a acestor idei au fost deja discutate în cap. 3.

Am ales în schimb un serviciu rețea sigur, orientat pe conexiune. În acest fel ne putem concentra asupra problemelor puse de nivelul transport care nu apar în nivelurile inferioare. Acestea includ, între altele, stabilirea conexiunii, eliberarea conexiunii și gestiunea tampoanelor. Un serviciu de transport simplu, construit peste un nivel rețea ATM, ar putea să semene cu acesta.

În general, entitatea de transport poate să fie parte a sistemului de operare al calculatorului gazdă sau poate să fie un pachet de funcții de bibliotecă în spațiul de adrese utilizator. Pentru simplitate, exemplul nostru a fost programat ca și cum entitatea de transport ar fi un pachet de funcții de bibliotecă, dar schimbările necesare pentru a o face parte a sistemului de operare sunt minime (fiind în principal legate de modul cum sunt adresate tampoanele).

Totuși merită remarcat faptul că, în acest exemplu, „entitatea de transport” nu este o entitate separată, ci este o parte a procesului utilizator. Mai precis, atunci când utilizatorul folosește o primitivă blocantă, de exemplu LISTEN, se blochează toată entitatea de transport. În timp ce această arhitectură este potrivită pentru un calculator gazdă cu un singur proces utilizator, pentru un calculator gazdă cu mai mulți utilizatori este normal ca entitatea de transport să fie un proces separat, distinct de toate celelalte procese.

Interfața cu nivelul rețea se face prin intermediul procedurilor *to_net* și *from_net.* Fiecare are șase parametri. Primul este identificatorul conexiunii, care este în corespondență bijectivă cu circuitul virtual la nivel rețea. Apoi urmează biții *Q* și *M* care, atunci când au valoarea 1, indică mesaje de control și, respectiv, faptul că mesajul continuă și în următorul pachet. După acestea urmează tipul pachetului, ales dintr-un set de șase tipuri de pachete prezentate în fig. 6-19. La sfârșit se găsește un indicator către zona de date și un întreg care indică numărul de octeți de date.

Tip pachet	Explicații
CALL_ REQUEST	Trimis pentru a stabili conexiunea
CALL_ACCEPTED	Răspuns la CALL_ REQUEST
CLEAR_REQUEST	Trimis pentru a elibera conexiunea
CLEAR_CONFIRMATION	Răspuns la CLEAR_REQUEST
DATA	Pentru transport de date
CREDIT	Pachet de control pentru gestionarea ferestrei

Fig. 6-19. Tipurile de pachete folosite la nivel rețea.

La apelurile *to_net,* entitatea de transport completează toți parametrii pentru ca nivelul rețea să-i poată citi; la apelurile *from_net* nivelul rețea dezasamblează un pachet sosit pentru entitatea de transport. Transferul informației sub forma unor parametri ai unei proceduri și nu a pachetului de trimis sau de recepționat protejează nivelul transport de toate detaliile protocolului nivelului rețea. Dacă entitatea de transport încearcă să trimită un pachet atunci când fereastra glisantă corespunzătoare a circuitului virtual este plină, ea va fi blocată într-un apel *to_net* până când va fi spațiu în fereastră. Mecanismul este transparent pentru entitatea de transport și este controlat de nivelul rețea prin comenzi ca *enable_transport_layer* și *disable_transport_layer,* analoage celor descrise în protocoalele din cap. 3. Gestionarea ferestrei de pachete este de asemenea făcută de către nivelul rețea.

Pe lângă acest mecanism transparent de suspendare mai există două proceduri (care nu sunt prezentate aici), *sleep* și *wakeup,* apelate de entitatea de transport. Procedura *sleep* este apelată atunci când entitatea de transport este blocată logic în așteptarea unui eveniment extern, în general sosirea unui pachet. După ce a fost apelat *sleep*, entitatea de transport (și procesul utilizator, bineînțeles) sunt blocate.

Codul entității de transport este prezentat în fig. 6-20. Orice conexiune este într-una din următoarele șapte stări:

1. *IDLE* - conexiunea nu a fost încă stabilită
2. *WAITING* - a fost executat CONNECT și trimis: CALL_REQUEST
3. *QUEUED* - a sosit un CALL_REQUEST, nu a fost executat încă nici un apel LISTEN
4. *ESTABLISHED* - conexiunea a fost stabilită
5. *SENDING* - utilizatorul așteaptă permisiunea de a trimite un pachet
6. *RECEIVING* - a fost apelat RECEIVE
7. *DISCONNECTING* - un apel DISCONNECT a fost făcut local

Pot să apară tranziții între stări ori de câte ori are loc unul din următoarele evenimente: este executată o primitivă, sosește un pachet sau expiră un interval de timp stabilit.

Procedurile prezentate în fig. 6-20 sunt de două tipuri. Majoritatea sunt apelate direct de către programele utilizator, totuși *packet_arrival* și *clock* sunt diferite. Execuția lor este declanșată de evenimente externe: sosirea unui pachet și, respectiv, avansul ceasului. Ele sunt de fapt rutine de întrerupere. Vom presupune că acestea nu sunt niciodată apelate atât timp cât rulează o altă procedură a entității de transport. Acestea pot fi executate numai atunci când procesul utilizator este în așteptare sau atât timp cât el rulează în afara entității de transport. Această proprietate este crucială pentru funcționarea corectă a entității de transport.

```
#define MAX_CONN 32                    /* numărul maxim de conexiuni deschise simultan */
#define MAX_MSG_SIZE 8192              /* dimensiunea maximă a unui mesaj în octeți */
#define MAX_PKT_SIZE 512               /* dimensiunea maximă a unui pachet în octeți */
#define TIMEOUT 20
#define CRED 1
#define OK 0

#define ERR_FULL -1
#define ERR_REJECT -2
#define ERR_CLOSED -3
#define LOW_ERR -3

typedef int transport_address;
typedef enum {CALL_REQ,CALL_ACC, CLEAR_REQ, CLEAR_CONF, DATA_PKT,CREDIT}
pkt_type;
typedef enum {IDLE, WAITING, QUEUED, ESTABLISHED, SENDING, RECEIVING, DISCONN}
cstate;

/* Variabile globale */
transport_address listen_address;              /* adresa locală care este ascultată */
int listen_conn;                               /* identificatorul de conexiune pentru listen */
unsigned char data[MAX_PKT_SIZE]               /* zona pentru pachetele de date */

struct conn {
    transport_address local_address, remote_address;
    cstate state;                                          /* starea conexiunii */
    unsigned char *user_buf_addr;                          /* pointer la tamponul de recepție */
    int byte_count;                                        /* contor de emisie/recepție*/
    int clr_req_received;          /* setat atunci când este primit un pachet CLEAR_REQ*/
    int timer;                                 /* folosit pentru a evita așteptările infinite */
    int credits;                               /* numărul de mesaje care poate fi trimis */
}; conn[MAX_CONN + 1]                                      /* poziția 0 nu e folosită */

/* prototipuri */
void sleep(void);
void wakeup(void);
void to_net(int cid, int q, int *m, pkt_type pt, unsigned char *p, int bytes);
void from_net(int *cid, int *q, int *m, pkt_type *pt,unsigned char *p, int *bytes);

int listen (transport_address t)
{
/* Utilizatorul vrea stabilească o conexiune. Trebuie văzut daca CALL_REQ a sosit deja */
    int i, found=0;

    for (i=1; i<= MAX_CONN; i++)               /* caută în tabela de conexiuni CALL_REQ*/
        if (conn[i].state == QUEUED && conn[i].locall_address == t) {
            found = i;
            break;
        }
        if (found == 0) {          /* nu a găsit nici un CALL_REQ. Așteaptă până când sosește
                                      unul sau până când expira intervalul de timp de așteptare */
            listen_address = t; sleep(); i = listen_conn;
        }
    conn[i].state = ESTABLISHED;                           /* conexiunea este stabilită */
```

```
    conn[i].timer = 0                                   /* ceasul nu este folosit */
    listen_conn = 0;                                    /* 0 este presupus a fi o adresă invalidă */
    to_net(i, 0, 0, CALL_ACC, 0);          /* spune niv. rețea să accepte cererea de conexiune */
    return(i);                                          /* întoarce identificatorul conexiunii */
}

int connect (transport_address l, transport_address r)
{                              /* Utilizatorul dorește să stabilească o conexiune cu un proces aflat
                                                                  la distanță; se trimite un pachet CALL_REQ */
    int i;
    struct conn *cptr;

    data[0] = r;                                  /* pachetul CALL_REQ are nevoie de acestea */
    data[1] = l;
    i = MAX_CONN;                                                 /* caută în tabelă înapoi */
    while (conn[i].state != IDLE && i>1) i = i-1;
    if (conn[i].state == IDLE) {                                  /* Face o intrare în tabelă */
        cptr = &conn[i];
        cptr->local_address = l;;
        cptr->remote_address = r;
        cptr->state = WAITING;
        cptr->clr_req_received = 0;
        cptr->credits = 0;
        cptr->timer = 0;
        to_net(i, 0, 0, CALL_REQ, data, 2);
        sleep();                                    /* așteaptă CALL_ACC sau CLEAR_REQ */
        if (cptr->state == ESTABLISHED) return (i);
        if (cptr->clr_req_received ) {                /* cererea de conexiune este refuzată */
            cptr->state = IDLE                                    /* înapoi în starea IDLE */
            to_net(i, 0, 0, CLEAR_CONF, data, 0);
            return(ERR_REJECT);
        }
    }
    else return (ERR_FULL)          /* conexiunea este refuzată: insuficient spațiu în tabele */
}

int send (int cid, unsigned char bufptr[], int bytes)
{                                                   /* Utilizatorul dorește să trimită un mesaj */
    int i, count, m;
    struct conn *cptr = &conn[cid];

    /* Intră în starea SENDING */
    cptr->state = SENDING;
    cptr->byte_count = 0;
    if (cptr->clr_req_received == 0 && cptr->credits == 0) sleep();
    if (cptr->clr_req_received == 0) {
                                  /* Există credite; împarte mesajul în pachete dacă este cazul */
        do {
            if (bytes - cptr->byte_count > MAX_PKT_SIZE) {
                /* mesaj format din mai multe pachete */
                count = MAX_PKT_SIZE;
                m = 1;
                /* mai urmează pachete */
```

```
            } else { /* un mesaj format dintr-un pachet */
                count = bytes — cptr->byte->count;
                m=0;                                    /* ultimul pachet al acestui mesaj */
            }
            for (i=0; i<count; i++) data[i]= bufptr[cptr->byte_count+1];
            to_net(cid, 0, m,DATA_PKT, data, count);          /* trimite un pachet */
            cptr->byte_count=cptr->byte_count + count;     /* incrementează nr. octeților trimiși */
        } while (cptr->byte_count < bytes);  /* ciclează până când întregul mesaj este trimis */
        cptr->credits--;                                  /* fiecare mesaj folosește un credit */
        cptr->state = ESTABLISHED;
        return(OK);
    } else { cptr->state = ESTABLISHED;
        return(ERR_CLOSED);     /* întoarce insucces: celălalt capăt vrea să se deconecteze */
    }
}

int receive (int cid, unsigned char bufptr[], int *bytes)
{
    /* Utilizatorul este gata să primească un mesaj */
    struct conn *cptr = &conn[cid];

    if (cptr->clr_req_received == 0) {   /* Conexiunea încă stabilită; încearcă să recepționeze */
        cptr->state = RECEIVING;
        cptr->user_buf_addr = bufptr;
        cptr->byte_count = 0;
        data[0] = CRED;
        data[1] = 1;
        to_net(cid, 1, 0, CREDIT, data, 2);                    /* trimite CREDIT */
        sleep();                                  /* se blochează în așteptarea datelor */
        *bytes = cptr->byte_count;
    }
    cptr->state = ESTABLISHED;
    return(cptr->clr_req_received ? ERR_CLOSED : OK);
}

int disconnect (int cid)
{   /* Utilizatorul vrea să se deconecteze */
    struct conn *cptr = &conn[cid];

    if (cptr -> clr_req_received) {                /* cealaltă parte a inițiat deconectarea */
        cptr->state = IDLE;                                 /* conexiunea este eliberată */
        to_net(cid, 0, 0, CLEAR_CONF, data, 0);
    } else {                                                /* se inițiază terminarea */
        cptr->state = DISCONNECT;                  /* conexiunea nu este eliberată până când
                                                          cealaltă parte nu-și dă acordul */
        to_net(cid, 0, 0, CLEAR_REQ, data, 0);
    }
    return (OK);
}

void packet_arrival (void)
{   /* A sosit un pachet; urmează prelucrarea lui */
    int cid;                                    /* conexiunea pe care a sosit pachetul */
```

```
    int count, i q, m;
    pkt_type ptype;                                  /* CALL_REQ, CALL_ACC, CLEAR_REQ,
                                                       CLEAR_CONF, DATA_PKT, CREDIT */
    unsigned char data [MAX_MKT_SIZE];               /* date din pachetul care sosește */
     struct conn *cptr;

    from_net(&cid, &q, &ptype, data, &count);                          /* preia pachetul */
    cptr = &conn[cid];
    switch (ptype) {
        case CALL_REQ:      /* utilizatorul de la distanță vrea să stabilească o conexiune */
            cptr->local_address = data[0];
            cptr->remote_address = data[1];
            if (cptr->local_address == listen_address) {
                listen_conn = cid;
                cptr->state = ESTABLISHED;
                wakeup();
            } else {
                cptr->state = QUEUED;
                cptr->timer = TIMEOUT;
            }
            cptr->clr_req_received = 0;
            cptr->credits = 0;
            break;

        case CALL_ACC:          /* utilizatorul de la distanță a acceptat CALL_REQ trimis */
            cptr->state = ESTABLISHED;
            wakeup();
            break;

        case CLEAR_REQ:
                  /* utilizatorul de la distanță vrea să se deconecteze sau să refuze un apel */
            cptr->clr_req_received = 1;
            if (cptr->state == DISCONN) cptr->state = IDLE;
            if (cptr->state == WAITING || cptr->state == RECEIVING
                        || cptr->state == SENDING) wakeup();
            break;

        case CLEAR_CONF:            /* utilizatorul de la distanță acceptă deconectarea */
            cptr->state = IDLE;
            break;

        case CREDIT:                          /* utilizatorul de la distanță așteaptă date */
            cptr->credits +=data[1];
             if (cptr->state == SENDING) wakeup();
             break;

        case DATA_PKT:                                              /* au fost trimise date */
            for (i=0; i<count; i++)
                cptr->user_buff_addr[cptr->byte_count + i] = data[i];
            cptr->byte_count += count;
            if (m == 0) wakeup();
    }
}
```

```
void clock( void)
{                   /* la fiecare interval de timp al ceasului se verifică eventualele
                       depășiri ale timpilor de așteptare pentru cererile aflate în starea QUEUED */
     int i;
     struct conn *cptr;

     for (i=1; i<=MAX_CONN, i++) {
          cptr = &conn[i];
          if (cptr->timer > 0) {                                   /* ceasul funcționa */
               cptr->timer --;
               if (cptr->timer == 0) {                             /* timpul a expirat */
                    cptr->state = IDLE;
                    to_net(i, 0, 0, CLEAR_REQ, data, 0);
               }
          }
     }
}
```

Fig. 6-20. Entitatea de transport aleasă ca exemplu.

Existența bitului *Q* în antetul pachetului ne permite să evităm timpul suplimentar introdus de antetul protocolului de transport. Mesajele de date obișnuite sunt trimise ca pachete de date cu $Q=0$. Mesajele legate de protocolul de transport, dintre care există numai unul (CREDIT) în exemplul nostru, sunt trimise ca pachete de date cu Q=1. Aceste mesaje de control sunt detectate și prelucrate de entitatea de transport receptoare.

Structura de date de bază folosită de entitatea de transport este vectorul *conn,* care are câte o înregistrare pentru fiecare conexiune posibilă. În înregistrare sunt menținute starea conexiunii, incluzând adresa de nivel transport la fiecare capăt, numărul de mesaje trimise și recepționate pe conexiune, starea curentă, un indicator (pointer) la tamponul utilizator, numărul de octeți ai mesajului trimis sau recepționat, un bit indicând dacă utilizatorul aflat la distanță a apelat DISCONNECT, un ceas, și un contor folosit pentru a permite transmiterea mesajelor. Nu toate aceste câmpuri sunt folosite în exemplul nostru simplu, dar o entitate de transport completă ar avea nevoie de toate, poate chiar de mai multe. Fiecare element din *conn* este inițializat cu starea *IDLE* .

Atunci când un utilizator apelează CONNECT, nivelului rețea i se va cere să trimită un pachet CALL_REQUEST către mașina de la distanță și utilizatorul este blocat. Atunci când pachetul CALL_REQUEST ajunge de partea cealaltă, entitatea de transport este întreruptă pentru a executa *packet_arrival,* care verifică dacă utilizatorul local ascultă la adresa specificată. Dacă da, atunci este trimis înapoi un pachet CALL_ACCEPTED și utilizatorul de la distanță este trezit; dacă nu, atunci cererea CALL_REQUEST este pusă într-o coadă pentru un interval de timp TIMEOUT. Dacă în acest interval este făcut un apel LISTEN, atunci conexiunea este stabilită; dacă nu, conexiunea este refuzată la sfârșitul intervalului de timp cu un pachet CLEAR_REQUEST ca să nu fie blocată pe timp nedefinit.

Deși am eliminat antetul pentru protocolul de transport, tot mai trebuie găsită o modalitate pentru a determina cărei conexiuni transport îi aparține un anumit pachet, deoarece pot exista simultan mai multe conexiuni. Cea mai simplă soluție este folosirea numărului de circuit virtual de la nivel rețea și ca număr de conexiune transport. În plus, numărul de circuit virtual poate fi folosit și ca index în vectorul *conn.* Atunci când un pachet sosește pe circuitul virtual *k* la nivel rețea, el îi va aparține conexiunii *k* a cărei stare este păstrată în *conn[k].* La inițierea unei conexiuni, numărul de cone-

xiune este ales de entitatea de transport care a inițiat-o. Pentru cererile de conexiune, nivelul rețea alege ca număr de conexiune orice număr de circuit virtual care nu a fost încă folosit.

Pentru a evita gestionarea tampoanelor în interiorul entității de transport, este folosit un mecanism de gestiune a fluxului diferit de fereastra glisantă tradițională. Când un utilizator apelează RECEIVE, este trimis un **mesaj de credit** entității de transport de pe mașina care va transmite și este înregistrat în vectorul *conn.* Atunci când este apelat SEND, entitatea de transport verifică dacă a sosit vreun credit pe conexiunea respectivă. Dacă da, mesajul este trimis (chiar și în mai multe pachete, dacă este cazul) și credit este decrementat; dacă nu, atunci entitatea de transport se blochează până la sosirea unui credit. Mecanismul garantează că nici un mesaj nu este trimis decât dacă cealaltă parte a apelat deja RECEIVE. Ca rezultat, ori de câte ori sosește un mesaj, există cu siguranță un tampon disponibil pentru el. Această schemă poate fi ușor generalizată pentru a permite receptorilor să ofere tampoane multiple și să ceară mai multe mesaje.

Trebuie reținută simplitatea codului din fig. 6-20. O entitate de transport reală ar verifica în mod normal validitatea tuturor parametrilor furnizați de utilizator, ar putea să revină după căderea rețelei, ar putea rezolva coliziunile la apel și ar susține un serviciu transport mult mai general, care ar include facilități cum sunt întreruperile, datagramele și versiunile nonblocante ale primitivelor SEND și RECEIVE.

6.3.3 Exemplul văzut ca un automat finit

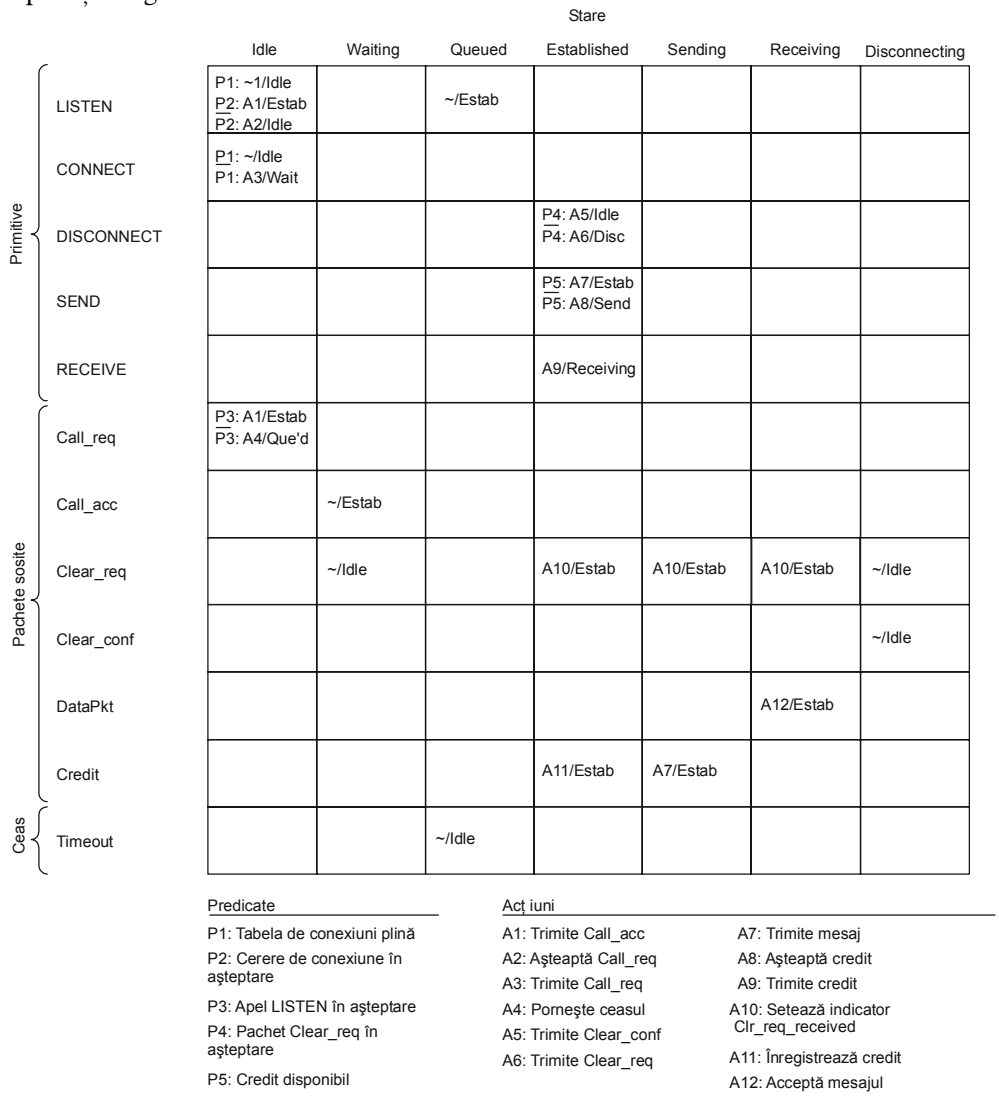
Scrierea unei entități de transport este o muncă dificilă și riguroasă, în special pentru protocoalele reale. Pentru a reduce probabilitatea de apariție a unei erori, adeseori este util să reprezentăm protocolul ca un automat finit.

Am văzut deja că protocolul nostru folosit ca exemplu are șapte stări pentru fiecare conexiune. Este de asemenea posibil să izolăm cele douăsprezece evenimente care pot să apară pentru a schimba starea unei conexiuni. Cinci dintre aceste evenimente sunt cele cinci primitive ale serviciului de transport. Alte șase sunt reprezentate de sosirile celor șase tipuri distincte de pachete. Ultimul este expirarea intervalului de timp stabilit. Fig. 6-21 arată acțiunile principale ale protocolului sub forma unei matrice. Pe coloane sunt prezentate stările, iar pe linii cele 12 evenimente.

Fiecare intrare în matrice (adică în automatul finit) din fig. 6-21 are până la trei câmpuri: un predicat, o acțiune și o nouă stare. Predicatul indică condițiile în care acțiunea este executată. De exemplu, pentru intrarea din colțul stânga-sus, dacă este executat un LISTEN și nu mai există spațiu în tabele (predicatul P1), atunci LISTEN eșuează și starea rămâne aceeași. Pe de altă parte, dacă un pachet CALL_REQUEST a sosit deja la adresa de nivel transport la care se face LISTEN (predicatul P2), atunci conexiunea este stabilită imediat. O altă posibilitate este ca P2 să fie fals, adică nici un CALL_REQUEST nu a fost primit, caz în care conexiunea rămâne în starea *IDLE* în așteptarea unui pachet CALL_REQUEST.

Merită să subliniem că alegerea stărilor folosite în matrice nu este în întregime determinată de protocolul însuși. În acest exemplu, nu există nici o stare *LISTENING*, care ar fi putut urma în mod normal apelului LISTEN. Nu a fost introdusă o stare *LISTENING* deoarece o stare este asociată cu o intrare în tabela de conexiuni și la un apel LISTEN nu se creează nici o intrare în tabelă. De ce? Pentru că am decis să folosim identificatorii circuitelor virtuale de la nivel rețea ca identificatori pentru conexiune și, pentru un apel LISTEN, numărul circuitului virtual este în cele din urmă ales de nivelul rețea atunci când sosește un CALL_REQUEST.

Acțiunile de la A1 la A12 sunt acțiuni importante, precum trimiterea pachetelor sau rearmarea ceasurilor. Nu sunt menționate toate acțiunile minore, cum ar fi inițializarea unor câmpuri ale înregistrării atașate conexiunii. Dacă o acțiune implică trezirea unui proces în așteptare, atunci acțiunile care urmează trezirii procesului sunt considerate și ele. De exemplu, dacă un pachet CALL_REQUEST sosește și există un proces adormit care îl așteaptă, atunci transmiterea pachetului CALL_ACCEPT este considerată ca făcând parte din acțiunea care urmează recepției lui CALL_REQUEST. După ce este efectuată fiecare acțiune, conexiunea ajunge într-o nouă stare, așa cum apare și în fig. 6-21.



		Stare						
		Idle	Waiting	Queued	Established	Sending	Receiving	Disconnecting
Primitive	LISTEN	P1: ~1/Idle P2: A1/Estab P2: A2/Idle		~/Estab				
	CONNECT	P1: ~/Idle P1: A3/Wait						
	DISCONNECT				P4: A5/Idle P4: A6/Disc			
	SEND				P5: A7/Estab P5: A8/Send			
	RECEIVE				A9/Receiving			
Pachete sosite	Call_req	P3: A1/Estab P3: A4/Que'd						
	Call_acc		~/Estab					
	Clear_req		~/Idle		A10/Estab	A10/Estab	A10/Estab	~/Idle
	Clear_conf							~/Idle
	DataPkt						A12/Estab	
	Credit				A11/Estab	A7/Estab		
Ceas	Timeout			~/Idle				

Predicate

P1: Tabela de conexiuni plină
P2: Cerere de conexiune în așteptare
P3: Apel LISTEN în așteptare
P4: Pachet Clear_req în așteptare
P5: Credit disponibil

Acțiuni

A1: Trimite Call_acc
A2: Așteaptă Call_req
A3: Trimite Call_req
A4: Pornește ceasul
A5: Trimite Clear_conf
A6: Trimite Clear_req
A7: Trimite mesaj
A8: Așteaptă credit
A9: Trimite credit
A10: Setează indicator Clr_req_received
A11: Înregistrează credit
A12: Acceptă mesajul

Fig. 6-21. Protocolul ales ca exemplu, reprezentat ca un automat finit. Fiecare intrare are un predicat opțional, o acțiune opțională și o nouă stare. Caracterul tilda indică faptul că nici o acțiune importantă nu este efectuată. Bara deasupra predicatului este reprezentarea pentru predicatul negat. Intrările vide corespund unor secvențe de evenimente imposibile sau eronate.

Avantajul reprezentării protocolului ca o matrice este întreit. În primul rând, în această formă este mult mai simplu pentru programator să verifice sistematic fiecare combinație stare/ eveniment/ acțiune. În implementările reale, unele combinații vor fi folosite pentru tratarea erorilor. În fig. 6-21 nu s-a făcut nici o distincție între situațiile imposibile și cele care sunt numai ilegale. De exemplu, dacă o conexiune este în starea *WAITING*, evenimentul DISCONNECT este imposibil deoarece utilizatorul este blocat și nu poate să facă nici un apel. Pe de altă parte, în starea *SENDING* nu pot sosi date deoarece nu a fost generat nici un credit. Sosirea unui pachet de date va fi o eroare a protocolului.

Al doilea avantaj al reprezentării protocolului ca o matrice este legat de implementarea acestuia. Într-un vector bidimensional elementul *act[i][j]* ar putea fi văzut ca un indicator la procedura care tratează evenimentul i atunci când starea este j. O implementare posibilă este codificarea entității de transport ca o buclă în care se așteaptă la început producerea unui eveniment. După producerea evenimentului, este identificată conexiunea implicată și este extrasă starea ei. Cunoscând acum starea și evenimentul, entitatea de transport nu face decât să acceseze vectorul *act* și să apeleze procedura adecvată. Această abordare ar conduce la o arhitectură mult mai regulată și mai simetrică decât cea a entității de transport implementate de noi.

Al treilea avantaj al abordării folosind un automat finit este legat de descrierea protocolului. În unele standarde, protocoalele sunt specificate ca un automat finit de tipul celui din fig. 6-21. Trecerea de la acest tip de descriere la o entitate de transport funcțională este mult mai ușoară dacă entitatea de transport este și ea modelată cu ajutorul unui automat finit.

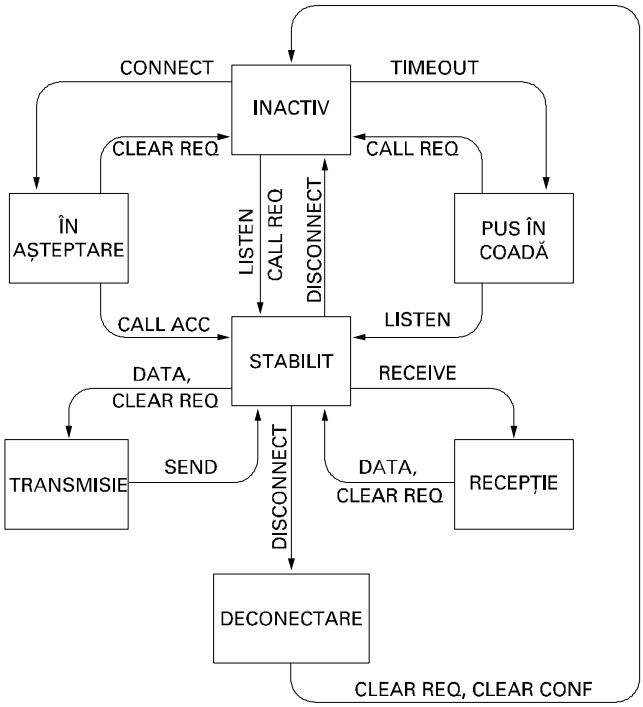


Fig. 6-22. Protocolul dat ca exemplu, în reprezentare grafică. Pentru simplificare, tranzițiile care lasă starea conexiunii nemodificată au fost omise.

Cel mai important dezavantaj este că această abordare poate să fie mai dificil de înțeles decât metoda directă pe care am utilizat-o la început. Totuși, această problemă poate fi rezolvată, fie și parțial, desenând automatul finit ca un graf, așa cum am făcut-o în fig. 6-22.

6.4 PROTOCOALE DE TRANSPORT PRIN INTERNET: UDP

Internet-ul are două protocoale principale în nivelul de transport: unul neorientat pe conexiune și unul orientat pe conexiune. În următoarele secțiuni o să le studiem pe ambele. Protocolul neorientat pe conexiune se numește UDP. Protocolul orientat pe conexiune se numește TCP. O să începem cu UDP-ul deoarece în esență este la fel ca IP-ul cu un mic antet adăugat. De asemeni, o să studiem și două aplicații ale UDP-ului.

6.4.1 Introducere în UDP

Setul de protocoale Internet suportă un protocol de transport fără conexiune, **UDP** (**User Protocol** – Protocol cu Datagrame Utilizator). UDP oferă aplicațiilor o modalitate de a trimite datagrame IP încapsulate și de a le transmite fără a fi nevoie să stabilească o conexiune. UDP este descris în RFC 768.

UDP transmite **segmente** constând într-un antet de 8 octeți urmat de informația utilă . Antetul este prezentat în fig. 6-23. Cele două porturi servesc la identificarea punctelor terminale ale mașinilor sursă și destinație. Când ajunge un pachet UDP, conținutul său este predat procesului atașat portului destinație. Această atașare are loc atunci când se folosește o simplă procedură de nume sau ceva asemănător, așa cum am văzut în fig. 6-6 pentru TCP (procesul de legătură este același pentru UDP). De fapt, valoarea cea mai importantă dată de existența UDP-ului față de folosirea doar a IP-ului simplu, este aceea a adăugării porturilor sursă și destinație. Fără câmpurile portului, nivelul de transport nu ar ști ce să facă cu pachetul. Cu ajutorul lor, segmentele se livrează corect.

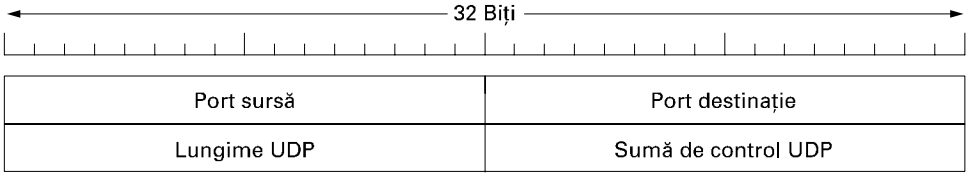


Fig. 6-23. Antetul UDP.

Portul sursă este în primul rând necesar atunci când un răspuns trebuie transmis înapoi la sursă. Prin copierea câmpului *port sursă* din segmentul care sosește în câmpul *port destinație* al segmentului care pleacă, procesul ce trimite răspunsul specifică ce proces de pe mașina de trimitere urmează să-l primească.

Câmpul l*ungime UDP* include antetul de 8 octeți și datele. Câmpul *sumă de control UDP* este opțional și stocat ca 0 (zero) dacă nu este calculat (o valoare de adevăr 0 rezultată în urma calculelor

este memorată ca un șir de biți 1). Dezactivarea acestuia este o prostie, excepție făcând cazul în care calitatea informației chiar nu contează (de exemplu, transmisia vocală digitalizată).

Merită probabil menționate, în mod explicit, unele dintre lucrurile pe care UDP-ul *nu le face*. Nu realizează controlul fluxului, controlul erorii, sau retransmiterea unui segment incorect primit. Toate acestea depind de procesele utilizatorului. Ceea ce face este să ofere protocolului IP o interfață cu facilități adăugate de demultiplexare a mai multor procese, folosind porturi. Aceasta este tot ceea ce face UDP-ul. Pentru aplicațiile care trebuie să aibă un control precis asupra fluxului de pachete, controlului erorii sau cronometrarea, UDP-ul furnizează doar ceea ce "a ordonat doctorul".

Un domeniu unde UDP-ul este în mod special util este acela al situațiilor client-server. Deseori, clientul trimite o cerință scurtă server-ului și așteaptă înapoi un răspuns scurt. Dacă se pierde ori cererea ori răspunsul, clientul poate pur și simplu să încerce din nou după ce a expirat timpul. Nu numai că va fi mai simplu codul, dar sunt necesare și mai puține mesaje (câte unul în fiecare direcție) decât la un protocol care solicită o inițializare inițială.

O aplicație care folosește UDP-ul în acest fel este DNS (Domain Name System, rom: Sistem de rezolvare de nume), pe care îl vom studia în cap. 7. Pe scurt, un program care trebuie să caute adresele de IP ale unor nume gazdă, de exemplu *www.cs.berkley.edu* , poate trimite un pachet UDP, conținând numele gazdă, către un server DNS. Serverul răspunde cu un pachet UDP conținând adresa de IP a gazdei. Nu este necesară nici o inițializare în avans și nici o închidere de sesiune. Doar două mesaje traversează rețeaua.

6.4.2 Apel de procedură la distanță (Remote Procedure Call)

Într-un anume sens, trimiterea unui mesaj către o stație la distanță și primirea înapoi a unui răspuns seamănă mult cu realizarea unei funcții de apel într-un limbaj de programare. În ambele cazuri se începe cu unul sau mai mulți parametri și se primește înapoi un rezultat. Această observație le-a făcut pe unele persoane să încerce să organizeze interacțiunile cerere-răspuns în rețele pentru a fi puse împreună sub forma apelurilor procedurale. Un astfel de aranjament face aplicațiile de rețea mai ușor programabile și mai abordabile. De exemplu, imaginați-vă doar procedura numită *get_IP_address(host_name)* care funcționează prin trimiterea unui pachet UDP către un server DNS și așteptarea răspunsului, cronometrând și încercând încă o dată, dacă răspunsul nu apare suficient de rapid. În acest fel, toate detaliile de rețea pot fi ascunse programatorului.

Efortul cel mai important în acest domeniu a fost depus de către Birell și Nelson (1984). Rezumând, ce au sugerat Birell și Nelson a fost să permită programelor să apeleze proceduri localizate pe stații aflate la distanță. Când procesul de pe mașina 1 invocă o procedură de pe mașina 2, procesul apelant de pe prima mașină este suspendat și execuția procedurii invocate are loc pe cea de-a doua. Informația poate fi transportată de la cel care apelează la cel care este apelat în parametri și se poate întoarce în rezultatul procedurii. Nici un transfer de mesaje nu este vizibil pentru programator. Tehnica este cunoscută sub numele de **RPC** (**Remote Procedure Call** , rom: Apel de procedură la distanță), și a devenit baza pentru multe aplicații de rețea. În mod tradițional, procedura care apelează este cunoscută ca fiind clientul și procedura apelată ca fiind serverul și vom folosi aceste denumiri și aici.

Ideea din spatele RPC-ului este aceea de a face un apel de procedură la distanță să arate pe cât posibil ca unul local. În forma cea mai simplă, pentru apelarea unei proceduri la distanță, programul client trebuie sa fie legat cu o mică procedură de bibliotecă, numită **client stub** (rom: ciot), care reprezintă procedura server-ului în spațiul de adresă al clientului. În mod similar, serverul este legat cu

o procedură numită **server stub** . Aceste proceduri ascund faptul că apelul de procedură de la client la server nu este local.

Pașii efectivi ai realizării unui RPC sunt prezentați în fig. 6-24. Pasul 1 este cel în care clientul apelează stub-ul client. Acest apel este un apel de procedură locală, cu parametrii introduși în stivă în modul obișnuit. Pasul 2 constă în împachetarea parametrilor de către stub-ul client într-un mesaj și realizarea unui apel de sistem pentru a trimite mesajul. Împachetarea parametrilor este denumită **marshaling** (rom: împachetare). Pasul 3 constă în faptul că nucleul sistemului de operare trimite un mesaj de la mașina client la mașina server. Pasul 4 constă în trimiterea de către nucleu a pachetelor care sosesc la stub-ul server. În sfârșit, pasul 5 constă în faptul că stub-ul server apelează procedura server cu parametrii despachetați. Răspunsul urmează aceeași cale și în cealaltă direcție.

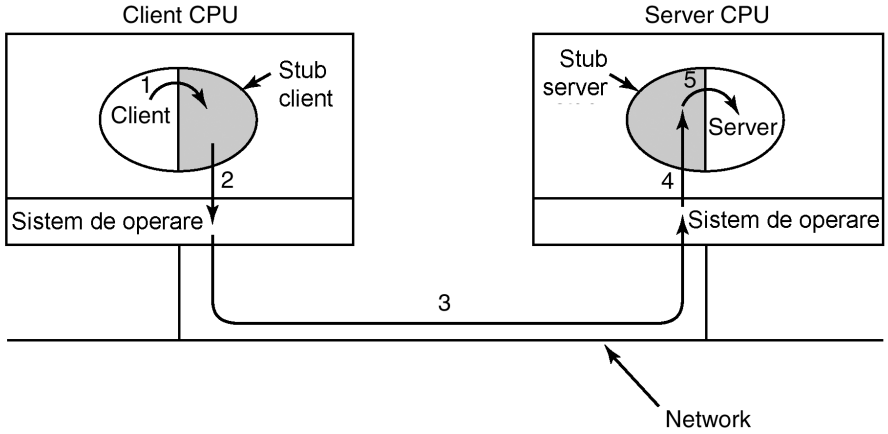


Fig. 6-24. Pașii pentru a crea un apel de procedură la distanță. Stub-urile sunt hașurate.

Elementul cheie de reținut aici este acela că procedura client, scrisă de către utilizator, doar face un apel normal de procedură (adică local) către stub-ul client, care are același nume cu procedura server. Cum procedura client și stub-ul client se găsesc în același spațiu de adresă, parametrii sunt transferați în modul obișnuit. În mod asemănător, procedura server este apelată de o procedură din spațiul său de adresă cu parametrii pe care îi așteaptă. Pentru procedura server nimic nu este neobișnuit. În felul acesta, în loc ca intrarea/ieșirea să se facă pe socluri, comunicația de rețea este realizată imitând o procedură de apelare normală.

În ciuda eleganței conceptului de RPC, „sunt câțiva șerpi care se ascund prin iarbă”. Unul mare este utilizarea parametrilor pointer. În mod normal, transmiterea unui pointer către procedură nu este o problemă. Procedura apelată poate folosi pointer-ul în același mod în care poate să o facă și cel care o apelează, deoarece ambele proceduri se găsesc în același spațiu de adrese virtuale. Cu RPC-ul, transmiterea pointer-ilor este imposibilă deoarece clientul și server-ul se găsesc în spații de adresă diferite.

În anumite cazuri, se pot folosi unele trucuri pentru a face posibilă transmiterea pointer-ilor. Să presupunem că primul parametru este un pointer către un întreg, *k*. Stub-ul client poate împacheta variabila *k* și să o trimită server-ului. Atunci, server stub creează un pointer către *k* și-l transmite procedurii server, exact așa cum aceasta se așteaptă. Când procedura server cedează controlul server stub, acesta din urmă trimite variabila *k* înapoi clientului, unde noul *k* este copiat peste cel vechi, în caz că serverul l-a schimbat. În fapt, secvența standard de apelare apel-prin-referință a fost înlocuită

de copiază-restaurează (eng.: copy-restore). Din păcate, acest truc nu funcționează întotdeauna, de exemplu dacă un pointer este către un grafic sau altă structură complexă de date. Din acest motiv, trebuie puse anumite restricții asupra parametrilor procedurilor apelate la distanță.

O a doua problemă este aceea că în limbajelor mai puțin bazate pe tipuri, cum ar fi C-ul, este perfect legal să scrii o procedură care calculează produsul scalar a doi vectori, fără a specifica dimensiunea vreunuia dintre ei. Fiecare poate fi terminat printr-o valoare specială cunoscută doar de către procedura apelată și de cea apelantă. În aceste condiții, în mod cert este imposibil pentru stub-ul client să împacheteze parametrii: nu are nici o modalitate de a determina cât de mult spațiu ocupă aceștia.

O a treia problemă este aceea că nu întotdeauna este posibilă deducerea tipurilor parametrilor, nici măcar dintr-o specificație formală sau din cod în sine. Un exemplu este *printf,* care poate avea orice număr de parametri (cel puțin unul), iar parametrii pot fi o combinație arbitrară a tipurilor întregi, short, long, caractere, șiruri, numere în virgulă mobilă de diferite lungimi și alte tipuri. A încerca să invoci *printf* ca procedură cu apel la distanță ar fi practic imposibil, deoarece C-ul este prea permisiv. Totuși, o regulă care să spună că RPC-ul poate fi folosit cu condiția să nu programezi în C (sau C++) nu ar fi prea populară.

O a patra problemă este legată de utilizarea variabilelor globale. În mod normal, procedura de apelare și cea care este apelată pot comunica folosind variabilele globale, în plus față de comunicarea prin parametri. Dacă procedura apelată este mutată acum pe o mașină la distanță, codul va da erori deoarece variabilele globale nu mai sunt partajate.

Aceste probleme nu sunt menite să sugereze că RPC-ul este lipsit de șanse. De fapt, este larg folosit, dar sunt necesare anumite restricții pentru a-l face să funcționeze bine în practică.

Desigur, RPC-ul nu are nevoie să folosească pachete UDP, dar RPC și UDP se potrivesc bine, și UDP este uzual folosit pentru RPC. Totuși, când parametrii sau rezultatele pot să fie mai mari decât pachetul maxim UDP sau atunci când operația cerută nu este idempotentă (adică nu poate fi repetată în siguranță, ca de exemplu atunci când se incrementează un contor), poate fi necesară stabilirea unei conexiuni TCP și trimiterea cererii prin aceasta, în loc să se folosească UDP-ul.

6.4.3 Protocolul de transport în timp real – Real-Time Transport Protocol

RPC-ul client-server este un domeniu în care UDP este mult folosit. Un alt domeniu este acela al aplicațiilor multimedia în timp real. În particular, având în vedere că radioul pe internet, telefonia pe Internet, muzica la cerere, video-conferințele, video la cerere și alte aplicații multimedia au devenit mai răspândite, oamenii au descoperit că fiecare aplicație a folosit, mai mult sau mai puțin, același protocol de transport în timp real. Treptat a devenit clar faptul că un protocol generic de transport în timp real, pentru aplicații multimedia, ar fi o idee bună. Așa a luat naștere **RTP**-ul (**Real-time Transport Protocol**, rom: Protocol de transport în timp real). Este descris în RFC 1889 și acum este folosit pe scară largă.

Poziția RTP-ului în stiva de protocoale este oarecum ciudată. S-a hotărât să se pună RTP-ul în spațiul utilizator și să se ruleze (în mod normal) peste UDP. El funcționează după cum urmează. Aplicațiile multimedia constau în aplicații audio, video, text și posibil alte fluxuri. Acestea sunt trimise bibliotecii RTP, care se află în spațiul utilizator împreună cu aplicația. Apoi, această bibliotecă multiplexează fluxurile și le codează în pachete RTP, pe care apoi le trimite printr-un soclu. La celălalt capăt al soclului (în nucleul sistemului de operare), pachete UDP sunt generate și încapsulate în pachete IP. Dacă computer-ul se găsește într-o rețea Ethernet, pachetele IP sunt puse apoi în cadre

Ethernet, pentru transmisie. Stiva de protocoale pentru această situație este prezentată în fig. 6-25 (a). Încapsularea pachetului este prezentată în fig. 6-25 (b).

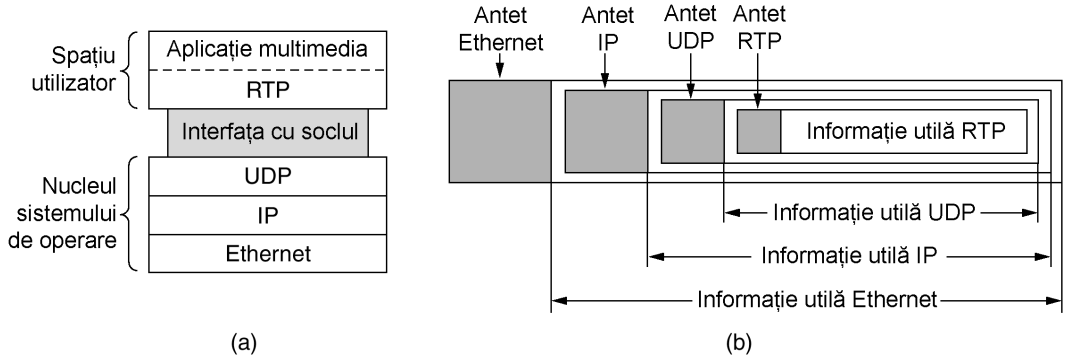


Fig. 6-25. (a)Poziționarea Protocolului RTP în stiva de protocoale. (b) Încapsularea pachetului.

Ca o consecință a acestei proiectări, este cam dificil de spus în ce nivel este RTP-ul. Cum rulează în spațiul utilizator și este legat la programul aplicație, în mod cert arată ca un protocol de aplicație. Pe de altă parte, este un protocol generic independent de aplicație, care doar furnizează facilități de transport, astfel încât arată totodată ca un protocol de transport. Probabil că cea mai potrivită descriere este aceea că este un protocol de transport care este implementat la nivelul aplicație.

Funcția de bază a RTP-ului este multiplexarea mai multor fluxuri de date în timp real într-un singur flux de pachete UDP. Fluxul UDP poate fi transmis către o singură destinație (unicasting) sau către destinații multiple (multicasting). Deoarece RTP-ul folosește numai UDP normal, pachetele sale nu sunt tratate în mod special de către rutere, decât dacă sunt activate anumite facilități de calitate a serviciilor din IP. În particular, nu există garanții speciale referitoare la livrare, bruiaj etc.

Fiecărui pachet trimis în fluxul RTP i se dă un număr cu unu mai mare decât al predecesorului său. Această numerotare permite destinației să stabilească dacă lipsesc unele pachete. Dacă un pachet lipsește, cea mai bună decizie ce poate fi luată de către destinație este de a aproxima valoarea lipsă prin interpolare. Retransmiterea nu este o opțiune practică având în vedere că pachetul retransmis va ajunge probabil prea târziu pentru a fi util. Ca o consecință, RTP-ul nu are control al fluxului, control al erorii, nu are confirmări și nu are mecanism pentru a cere retransmiterea.

Fiecare informație utilă din RTP poate să conțină mostre multiple și ele pot fi codate în orice mod dorește aplicația. Pentru a permite compatibilitatea , RTP-ul definește mai multe profiluri (de exemplu un singur flux audio) și pentru fiecare profil pot fi permise multiple formate de codare. De exemplu, un singur flux audio poate fi codat ca mostre de 8 biți PCM la 8 KHz, codare delta, codare previzibilă, codare GSM, MP3 și așa mai departe. RTP-ul furnizează un câmp antet în care sursa poate specifica codarea, dar altfel nu este implicat în modul în care este făcută codarea.

O altă facilitate de care au nevoie multe aplicații multimedia este stabilirea amprentei de timp. Aici ideea este de a permite sursei să asocieze o amprentă de timp cu prima mostră din fiecare pachet. Amprentele de timp sunt relative la începutul fluxului, așa că numai diferențele dintre acestea sunt semnificative. Valorile absolute nu au nici o semnificație. Acest mecanism permite destinației să folosească zone tampon de dimensiuni mici și să reproducă fiecare eșantion la numărul corect de milisecunde după începutul fluxului, independent de momentul în care ajunge pachetul ce conține eșantionul. Stabilirea amprentelor de timp nu numai că reduce efectele bruiajului, ci permite de asemenea mai multor fluxuri să se sincronizeze între ele. De exemplu, un program de televiziune

digital poate avea un flux video și două fluxuri audio. Cele două fluxuri audio pot fi pentru emisiuni stereo sau pentru a permite filmelor să fie manipulate cu o coloană sonoră în limba originală și o coloană sonoră dublată în limba locală, oferind o alegere celui care vede. Fiecare flux provine dintr-un dispozitiv fizic diferit, dar dacă sunt stabilite amprentele de timp de către un singur contor, ele pot fi redate sincronizat, chiar dacă fluxurile sunt transmise într-un mod dezordonat.

Antetul RTP este ilustrat în fig. 6-26. Acesta constă din trei cuvinte de 32 biți și eventual unele extensii. Primul cuvânt conține câmpul *Versiune*, care este deja la 2. Să sperăm că această versiune este foarte asemănătoare cu ultima versiune deoarece a mai rămas aici doar un punct de cod (deși 3 ar putea fi definit ca semnificând faptul că versiunea reală se găsește într-un cuvânt extins).

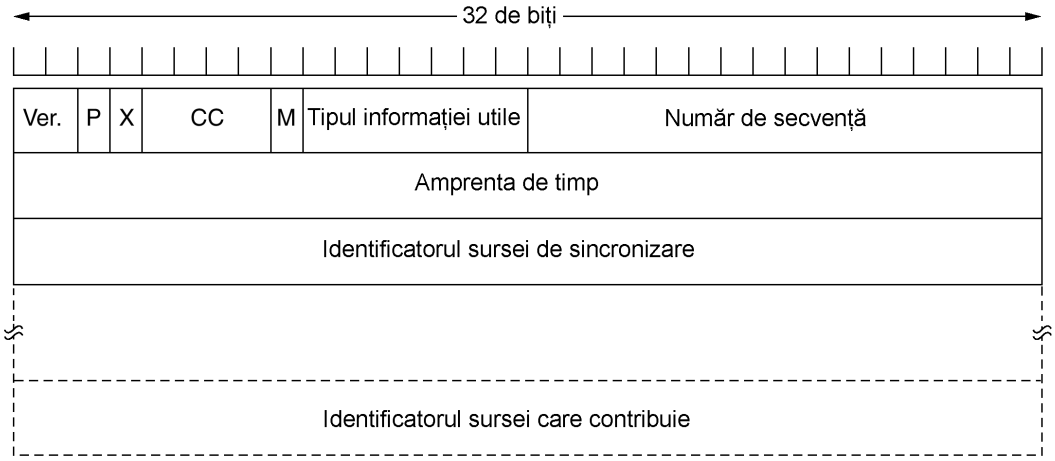


Fig. 6-26. Antetul RTP-ului.

Bitul *P* indică faptul că pachetul a fost extins la un multiplu de 4 octeți. Ultimul octet extins ne spune câți octeți au fost adăugați. Bitul *X* indică prezența unui antet extins. Formatul și semnificația antetului extins nu sunt definite. Singurul lucru care este definit este acela că primul cuvânt al extensiei dă lungimea. Aceasta este o cale de scăpare pentru orice cerințe neprevăzute.

Câmpul *CC* arată câte surse contribuabile sunt prezente, de la 0 la 15 (vezi mai jos). Bitul *M* este un bit de marcare specific aplicației. Poate fi folosit pentru a marca începutul unui cadru video, începutul unui cuvânt într-un canal audio sau altceva ce aplicația înțelege. Câmpul *Tip informație utilă* indică ce algoritm de codare a fost folosit (de exemplu 8 biți audio necompresați, MP3, etc). Din moment ce fiecare pachet transportă acest câmp, codarea se poate schimba în timpul transmisiei. *Numărul de secvență* este doar un contor care este incrementat pe fiecare pachet RTP trimis. Este folosit pentru a detecta pachetele pierdute.

Amprenta de timp este stabilită de către sursa fluxului pentru a se ști când este făcut primul eșantion din pachet. Această valoare poate să ajute la reducerea bruiajului la receptor prin separarea redării de momentul ajungerii pachetului. *Identificatorul sursei de sincronizare* spune cărui flux îi aparține pachetul. Este metoda utilizată pentru a multiplexa și demultiplexa mai multe fluxuri de date într-un singur flux de pachete UDP. În sfârșit, dacă există, *identificatorii sursei care contribuie* sunt folosiți când în studio există mixere. În acest caz, mixerul este sursa de sincronizare și fluxurile, fiind amestecate, apar aici.

RTP are un protocol înrudit numit **RTCP** (**Real Time Transport Control Protocol**, rom: Protocol de control al transportului în timp real). Acesta se ocupă de răspuns, sincronizare și de interfața cu utilizatorul, dar nu transportă date. Prima funcție poate fi folosită pentru a oferi surselor reacție (eng.: feedback) la întârzieri, bruiaj, lățime de bandă, congestie și alte proprietăți ale rețelei. Această informație poate fi folosită de către procesul de codare pentru a crește rata de transfer a datelor (și să ofere o calitate mai bună) când rețeaua merge bine și să reducă rata de transfer când apar probleme pe rețea. Prin furnizarea continuă de răspunsuri, algoritmii de codare pot fi în continuu adaptați pentru a oferi cea mai bună calitate posibilă în circumstanțele curente. De exemplu, dacă lățimea de bandă crește sau scade în timpul transmisiei, codarea poate să se schimbe de la MP3 la PCM pe 8 biți la codare delta, așa cum se cere. Câmpul *Tip informație utilă* este folosit pentru a spune destinației ce algoritm de codare este folosit pentru pachetul curent, făcând posibilă schimbarea acestuia la cerere.

De asemenea, RTCP-ul se ocupă de sincronizarea între fluxuri. Problema este că fluxuri diferite pot folosi ceasuri diferite, cu granularități diferite și devieri de flux diferite. RTCP poate fi folosit pentru a le menține sincronizate.

În sfârșit, RTCP oferă un mod pentru a numi diversele surse (de exemplu în text ASCII). Această informație poate fi afișată pe ecranul receptorului pentru a indica cine vorbește în acel moment.

Mai multe informații despre RTP pot fi găsite în (Perkins, 2002).

6.5. PROTOCOALE DE TRANSPORT PRIN INTERNET: TCP

UDP-ul este un protocol simplu și are anumite nișe de utilizare, cum ar fi interacțiunile client-server și cele multimedia, dar pentru cele mai multe aplicații de Internet este necesar un transport de încredere, secvențial al informației. UDP-ul nu poate oferi acest lucru, deci este nevoie de un alt protocol. Acesta este TCP și este pionul principal de lucru al Internet-ului. Să-l studiem acum în amănunt.

6.5.1 Introducere în TCP

TCP (**Transport Communication Protocol** - protocol de comunicație de nivel transport) a fost proiectat explicit pentru a asigura un flux sigur de octeți de la un capăt la celălalt al conexiunii într-o inter-rețea nesigură. O inter-rețea diferă de o rețea propriu-zisă prin faptul că diferite părți ale sale pot diferi substanțial în topologie, lărgime de bandă, întârzieri, dimensiunea pachetelor și alți parametri. TCP a fost proiectat să se adapteze în mod dinamic la proprietățile inter-rețelei și să fie robust în ceea ce privește mai multe tipuri de defecte.

TCP a fost definit în mod oficial în RFC 793. O dată cu trecerea timpului, au fost detectate diverse erori și inconsistențe și au fost modificate cerințele în anumite subdomenii. Aceste clarificări, precum și corectarea câtorva erori sunt detaliate în RFC 1122. Extensiile sunt furnizate în RFC 1323.

Fiecare mașină care suportă TCP dispune de o entitate de transport TCP, fie ca proces utilizator, fie ca procedură de bibliotecă, fie ca parte a nucleului. În toate aceste cazuri, ea care gestionează fluxurile TCP și interfețele către nivelul IP. O entitate TCP acceptă fluxuri de date utilizator de la procesele locale, le împarte în fragmente care nu depășesc 64K octeți (de regulă în fragmente de aproximativ 1460 de octeți, pentru a încăpea într-un singur cadru Ethernet împreună cu antetele

TCP și IP) și expediază fiecare fragment ca o datagramă IP separată. Atunci când datagramele IP conținând informație TCP sosesc la o mașină, ele sunt furnizate entității TCP, care reconstruiește fluxul original de octeți. Pentru simplificare, vom folosi câteodată doar TCP , subînțelegând prin aceasta sau entitatea TCP de transport (o porțiune de program) sau protocolul TCP (un set de reguli). Din context va fi clar care din cele două noțiuni este referită. De exemplu, în „Utilizatorul furnizează date TCP-ului" este clară referirea la entitatea TCP de transport.

Nivelul IP nu oferă nici o garanție că datagramele vor fi livrate corect, astfel că este sarcina TCP-ului să detecteze eroarea și să efectueze o retransmisie atunci când situația o impune. Datagramele care ajung (totuși) la destinație pot sosi într-o ordine eronată; este, de asemenea, sarcina TCP-ului să le reasambleze în mesaje respectând ordinea corectă (de secvență). Pe scurt, TCP-ul trebuie să ofere fiabilitatea pe care cei mai mulți utilizatori o doresc și pe care IP-ul nu o oferă.

6.5.2 Modelul serviciului TCP

Serviciul TCP este obținut prin crearea atât de către emițător, cât și de către receptor, a unor puncte finale, numite socluri (sockets), așa cum s-a discutat în Sec. 6.1.3. Fiecare soclu are un număr de soclu (adresă) format din adresa IP a mașinii gazdă și un număr de 16 biți, local gazdei respective, numit **port**. Port este numele TCP pentru un TSAP. Pentru a obține o conexiune TCP, trebuie stabilită explicit o conexiune între un soclu de pe mașina emițătoare și un soclu de pe mașina receptoare. Apelurile de soclu sunt prezentate în fig. 6-5.

Un soclu poate fi folosit la un moment dat pentru mai multe conexiuni. Altfel spus, două sau mai multe conexiuni se pot termina la același soclu. Conexiunile sunt identificate prin identificatorii soclurilor de la ambele capete, adică *(soclu 1, soclu 2)*. Nu este folosit nici un alt număr sau identificator de circuit virtual.

Numerele de port mai mici decât 256 se numesc **porturi general cunoscute** și sunt rezervate serviciilor standard. De exemplu, orice proces care dorește să stabilească o conexiune cu o mașină gazdă pentru a transfera un fișier utilizând FTP, se poate conecta la portul 21 al mașinii destinație pentru a contacta demonul său FTP. Similar, portul 23 este folosit pentru a stabili o sesiune de lucru la distanță utilizând TELNET. Lista porturilor general cunoscute se găsește la *www.iana.org*. Câteva dintre cele foarte cunoscute sunt prezentate în fig. 6-27.

Port	Protocol	Utilitate
21	FTP	Transfer de fișiere
23	Telnet	Login la distanță
25	SMTP	E-mail
69	TFTP	Protocol de transfer de fișiere trivial
79	Finger	Căutare de informații despre un utilizator
80	HTTP	World Wide Web
110	POP-3	Acces prin e-mail la distanță
119	NNTP	Știri USENET

Fig. 6-27. Câteva porturi asignate.

Cu siguranță ar fi posibil ca, în momentul încărcării, demonul de FTP să se autoatașeze la portul 21, demonul telnet la portul 23 și tot așa. Totuși, dacă s-ar proceda astfel s-ar umple memoria cu demoni inactivi în majoritatea timpului. În schimb, în general se folosește un singur demon, numit **inetd** (**Internet daemon**, rom: demon de Internet) în UNIX, care să se autoatașeze la mai multe porturi și să aștepte prima conexiune care vine. Când acest lucru se întâmplă, inetd creează un nou pro-

ces și execută în el demonul adecvat, lăsând acel demon să se ocupe de cerere. Astfel, demonii, în afară de inetd, sunt activi doar când au de lucru. Inetd află ce porturi să folosească dintr-un fișier de configurare. În consecință, administratorul de sistem poate seta sistemul să aibă demoni permanenți pe cele mai ocupate porturi (de exemplu portul 80) și inetd pe restul.

Toate conexiunile TCP sunt duplex integral și punct-la-punct. Duplex integral înseamnă că traficul se poate desfășura în ambele sensuri în același timp. Punct-la-punct indică faptul că fiecare conexiune are exact două puncte finale. TCP nu suportă difuzarea parțială sau totală.

O conexiune TCP este un flux de octeți și nu un flux de mesaje. Dimensiunile mesajelor nu se conservă de la un capăt la celălalt. De exemplu, dacă procesul emițător execută patru scrieri de câte 512 octeți pe un canal TCP, aceste date pot fi livrate procesului receptor ca patru fragmente (chunks) de 512 octeți, două fragmente de 1024 octeți, un singur fragment de 2048 octeți (vezi fig. 6-28) sau în orice alt mod. Nu există posibilitatea ca receptorul să determine numărul de unități în care a fost scrisă informația.

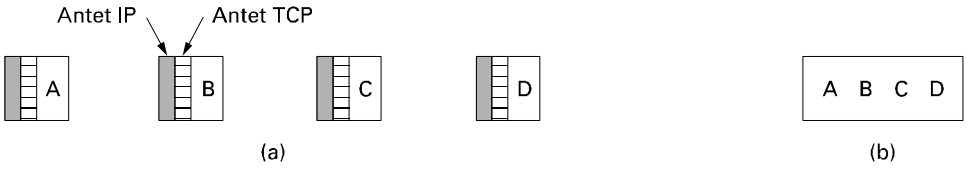


Fig. 6-28. (a) Patru segmente de 512 octeți au fost trimise ca datagrame IP separate. (b) Livrarea celor 2048 octeți către aplicație, printr-un singur apel *read*.

În UNIX, aceeași proprietate o au și fișierele. Cititorul unui fișier nu poate spune dacă fișierul a fost scris bloc cu bloc, octet cu octet sau tot dintr-o dată. Ca și un fișier UNIX, programele TCP nu au nici cea mai vagă idee despre semnificația octeților și nici cel mai mic interes pentru a afla acest lucru. Un octet este pur și simplu un octet.

Atunci când o aplicație trimite date către TCP, TCP-ul le poate expedia imediat sau le poate reține într-un tampon (în scopul colectării unei cantități mai mari de informație pe care să o expedieze toată odată), după bunul său plac. Cu toate acestea, câteodată, aplicația dorește ca informația să fie expediată imediat. De exemplu, să presupunem că un utilizator este conectat la o mașină de la distanță. După ce a fost terminată o linie de comandă și s-a tastat Return, este esențial ca linia să fie imediat expediată către mașina de la distanță și să nu fie memorată până la terminarea următoarei linii. Pentru a forța expedierea, aplicația poate folosi indicatorul PUSH, care îi semnalează TCP-ului să nu întârzie procesul de transmisie.

Unele din primele aplicații foloseau indicatorul PUSH ca un fel de marcaj pentru a delimita marginile mesajelor. Deși acest truc funcționează câteodată, uneori el eșuează datorită faptului că, la recepție, nu toate implementările TCP-ului transmit aplicației indicatorul PUSH. Mai mult decât atât, dacă mai multe indicatoare PUSH apar înainte ca primul să fi fost transmis (de exemplu, pentru că linia de legătură este ocupată), TCP-ul este liber să colecteze toată informația referită de către aceste indicatoare într-o singură datagramă IP, fără să includă nici un separator între diferitele sale părți.

O ultimă caracteristică a serviciului TCP care merită menționată aici constă în **informația urgentă**. Atunci când un utilizator apasă tasta DEL sau CTRL-C pentru a întrerupe o prelucrare la distanță, aflată deja în execuție, aplicația emițător plasează o informație de control în fluxul de date și o furnizează TCP-ului împreună cu indicatorul URGENT. Acest eveniment impune TCP-ului întreruperea acumulării de informație și transmisia imediată a întregii informații disponibile deja pentru conexiunea respectivă.

Atunci când informația urgentă este recepționată la destinație, aplicația receptoare este întreruptă (de ex. prin emisia unui semnal, în terminologie UNIX), astfel încât, eliberată de orice altă activitate, aplicația să poată citi fluxul de date și să poată regăsi informația urgentă. Sfârșitul informației urgente este marcat, astfel încât aplicația să știe când se termină informația. Începutul informației urgente nu este marcat. Este sarcina aplicației să determine acest început. Această schemă furnizează de fapt un rudiment de mecanism de semnalizare, orice alte detalii fiind lăsate la latitudinea aplicației.

6.5.3 Protocolul TCP

În această secțiune vom prezenta un punct de vedere general asupra protocolului TCP, pentru a ne concentra apoi, în secțiunea care îi urmează, asupra antetului protocolului, câmp cu câmp.

O caracteristică importantă a TCP, care domină structura protocolului, este aceea că fiecare octet al unei conexiuni TCP are propriul său număr de secvență, reprezentat pe 32 biți. Când a luat ființă Internetul, liniile dintre rutere erau în cel mai bun caz linii închiriate de 56 Kbps, deci unei gazde funcționând la viteză maximă îi lua mai mult de o săptămână să utilizeze toate numerele de secvență. La vitezele rețelelor moderne, numerele de secvență pot fi consumate intr-un ritm alarmant, după cum vom vedea mai târziu. Numerele de secvență sunt utilizate atât pentru confirmări cât și pentru mecanismul de secvențiere, acesta din urmă utilizând câmpuri separate de 32 de biți din antet.

Entitățile TCP de transmisie și de recepție interschimbă informație sub formă de segmente. Un **segment TCP** constă dintr-un antet de exact 20 de octeți (plus o parte opțională) urmat de zero sau mai mulți octeți de date. Programul TCP este cel care decide cât de mari trebuie să fie aceste segmente. El poate acumula informație provenită din mai multe scrieri într-un singur segment sau poate fragmenta informația provenind dintr-o singură scriere în mai multe segmente. Există două limite care restricționează dimensiunea unui segment. În primul rând, fiecare segment, inclusiv antetul TCP, trebuie să încapă în cei 65.535 de octeți de informație utilă IP. În al doilea rând, fiecare rețea are o **unitate maximă de transfer** sau **MTU (Maximum Transfer Unit)**, deci fiecare segment trebuie să încapă în acest MTU. În realitate, MTU este în general de 1500 octeți (dimensiunea informației utile din Ethernet), definind astfel o limită superioară a dimensiunii unui segment.

Protocolul de bază utilizat de către entitățile TCP este protocolul cu fereastră glisantă. Atunci când un emițător transmite un segment, el pornește un cronometru. Atunci când un segment ajunge la destinație, entitatea TCP receptoare trimite înapoi un segment (cu informație utilă, dacă aceasta există sau fără, în caz contrar) care conține totodată și numărul de secvență următor pe care aceasta se așteaptă să-l recepționeze. Dacă cronometrul emițătorului depășește o anumită valoare înaintea primirii confirmării, emițătorul retransmite segmentul neconfirmat.

Deși acest protocol pare simplu, pot apărea multe situații particulare pe care le vom prezenta mai jos. Segmentele pot ajunge într-o ordine arbitrară, deci octeții 3072-4095 pot fi recepționați, dar nu pot fi confirmați datorită absenței octeților 2048-3071. Segmentele pot de asemenea întârzia pe drum un interval de timp suficient de mare pentru ca emițătorul să detecteze o depășire a cronometrului și să le retransmită. Retransmisiile pot include porțiuni de mesaj fragmentate altfel decât în transmisia inițială, ceea ce impune o tratare atentă, astfel încât să se țină evidența octeților primiți corect. Totuși, deoarece fiecare octet din flux are un deplasament unic față de începutul mesajului, acest lucru se poate realiza.

TCP trebuie să fie pregătit să facă față unor astfel de situații și să le rezolve într-o manieră eficientă. Un efort considerabil a fost dedicat optimizării performanțelor fluxurilor TCP, ținându-se cont inclusiv de probleme legate de rețea. În continuare vor fi prezentați un număr de algoritmi utilizați de numeroase implementări TCP.

6.5.4 Antetul segmentului TCP

În fig. 6-29 este prezentată structura unui segment TCP. Fiecare segment începe cu un antet format dintr-o structură fixă de 20 de octeți. Antetul fix poate fi urmat de un set de opțiuni asociate antetului. În continuarea opțiunilor, dacă ele există, pot urma până la 65.535 - 20 - 20 = 65.495 de octeți de date, unde primul 20 reprezintă antetul IP, iar al doilea antetul TCP. Segmente care nu conțin octeți de date sunt nu numai permise, dar și utilizate în mod frecvent pentru confirmări și mesaje de control.

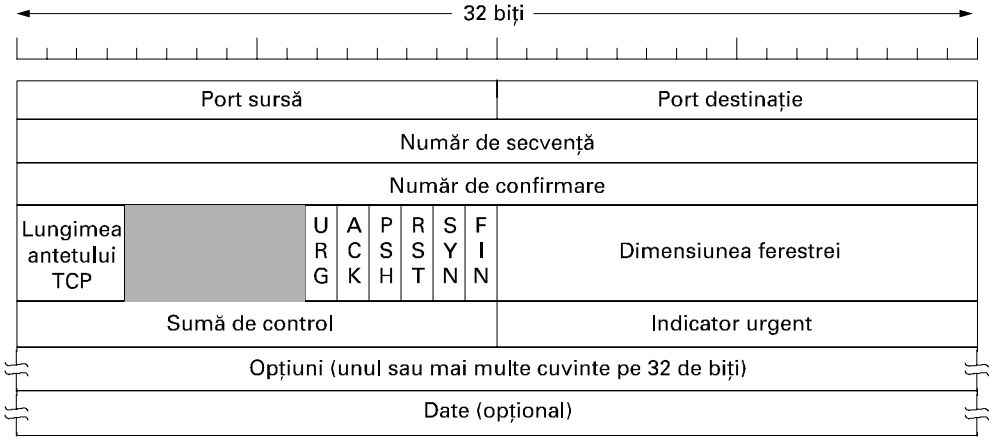


Fig. 6-29. Antetul TCP.

Să disecăm acum structura antetului TCP, câmp cu câmp. Câmpurile *Port sursă* și *Port destinație* identifică punctele finale ale conexiunii. Porturile general cunoscute sunt definite la *www.iana.org*, dar fiecare gazdă le poate aloca pe celelalte după cum dorește. Un port formează împreună cu adresa IP a mașinii sale un unic punct de capăt (eng.: end point) de 48 de biți. Conexiunea este identificată de punctele de capăt ale sursei și destinației.

Câmpurile *Număr de secvență* și *Număr de confirmare* au semnificația funcțiilor lor uzuale. Trebuie observat că cel din urmă indică octetul următor așteptat și nu ultimul octet recepționat în mod corect. Ambele câmpuri au lungimea de 32 de biți, deoarece într-un flux TCP fiecare bit de informație este numerotat.

Lungimea antetului TCP indică numărul de cuvinte de 32 de biți care sunt conținute în antetul TCP. Această informație este utilă, deoarece câmpul *Opțiuni* este de lungime variabilă, proprietate pe care o transmite astfel și antetului. Tehnic vorbind, acest câmp indică în realitate începutul datelor din segment, măsurat în cuvinte de 32 de biți, dar cum acest număr este identic cu lungimea antetului în cuvinte, efectul este același.

Urmează un câmp de șase biți care este neutilizat. Faptul că acest câmp a supraviețuit intact mai mult de un sfert de secol este o mărturie despre cât de bine a fost proiectat TCP-ul. Protocoale mai prost concepute ar fi avut nevoie de el pentru a corecta erori ale proiectării inițiale.

Urmează acum șase indicatori de câte un bit. URG este poziționat pe 1 dacă Indicatorul Urgent este valid. Indicatorul Urgent este folosit pentru a indica deplasamentul în octeți față de numărul curent de secvență la care se găsește informația urgentă. O astfel de facilitate ține locul mesajelor de

întrerupere. Așa cum am menționat deja anterior, această facilitate reprezintă esența modului în care emițătorul poate transmite un semnal receptorului fără ca TCP-ul în sine să fie cauza întreruperii.

Bitul *ACK* este poziționat pe 1 pentru a indica faptul că *Numărul de confirmare* este valid. În cazul în care *ACK* este poziționat pe 0, segmentul în discuție nu conține o confirmare și câmpul *Număr de confirmare* este ignorat.

Bitul *PSH* indică informația FORȚATĂ. Receptorul este rugat respectuos să livreze aplicației informația respectivă imediat ce este recepționată și să nu o memoreze în așteptarea umplerii tampoanelor de comunicație (lucru care, altminteri, ar fi făcut din rațiuni de eficiență).

Bitul *RST* este folosit pentru a desființa o conexiune care a devenit inutilizabilă datorită defecțiunii unei mașini sau oricărui alt motiv. El este de asemenea utilizat pentru a refuza un segment invalid sau o încercare de deschidere a unei conexiuni. În general, recepționarea unui segment având acest bit poziționat indică o problemă care trebuie tratată în funcție de context.

Bitul *SYN* este utilizat pentru stabilirea unei conexiuni. Cererea de conexiune conține $SYN = 1$ și $ACK = 0$ pentru a indica faptul că acel câmp suplimentar de confirmare nu este utilizat. Răspunsul la o astfel de cerere conține o confirmare, având deci $SYN = 1$ și $ACK = 1$. În esență, bitul *SYN* este utilizat pentru a indica o CERERE DE CONEXIUNE și o CONEXIUNE ACCEPTATĂ, bitul *ACK* făcând distincția între cele două posibilități.

Bitul *FIN* este folosit pentru a încheia o conexiune. El indică faptul că emițătorul nu mai are nici o informație de transmis. Cu toate acestea, după închiderea conexiunii, un proces poate recepționa în continuare date pe o durată nedefinită. Ambele segmente, *SYN* și *FIN,* conțin numere de secvență și astfel este garantat faptul că ele vor fi prelucrate în ordinea corectă.

În TCP, fluxul de control este tratat prin ferestre glisante de dimensiune variabilă. Câmpul *Fereastră* indică numărul de octeți care pot fi trimiși, începând de la octetul confirmat. Un câmp *Fereastră* de valoare 0 este perfect legal și spune că octeții până la *Număr de confirmare* - 1 inclusiv au fost recepționați, dar receptorul dorește cu ardoare o pauză, așa că mulțumește frumos, dar pentru moment nu dorește continuarea transferului. Permisiunea de expediere poate fi acordată ulterior de către receptor prin trimiterea unui segment având același *Număr de confirmare,* dar un câmp *Fereastră* cu o valoare nenulă.

În protocoalele din cap. 3, confirmările pentru cadrele primite și permisiunea de a trimite noi cadre erau legate una de alta. Aceasta era o consecință a dimensiunii fixe a ferestrei pentru fiecare protocol. În TCP, confirmările și permisiunea de a trimite noi date sunt total decuplate. De fapt, receptorul poate spune: Am primit octeții până la al *k*-lea, dar în acest moment nu mai doresc să primesc alții. Această decuplare (care de fapt reprezintă o fereastră de dimensiune variabilă) oferă mai multă flexibilitate. O vom studia detaliat mai jos.

Este de asemenea prevăzută o *Sumă de control,* în scopul obținerii unei fiabilități extreme. Această sumă de control este calculată pentru antet, informație și pseudo-antetul conceptual prezentat în fig. 6-30. În momentul calculului, *Suma de control* TCP este poziționată pe zero, iar câmpul de date este completat cu un octet suplimentar nul, dacă lungimea sa este un număr impar. Algoritmul de calcul al sumei de control este simplu, el adunând toate cuvintele de 16 biți în complement față de 1 și aplicând apoi încă o dată complementul față de 1 asupra sumei. În acest mod, atunci când receptorul aplică același calcul asupra întregului segment, inclusiv asupra *Sumei de control*, rezultatul ar trebui să fie 0.

Pseudo-antetul conține adresele IP ale mașinii sursă și destinație, de 32 de biți fiecare, numărul de protocol pentru TCP (6) și numărul de octeți al segmentului TCP (incluzând și antetul). Prin includerea pseudo-antetului în calculul sumei de control TCP se pot detecta pachetele care au fost

preluate eronat, dar procedând astfel, este negată însăși ierarhia protocolului, deoarece adresa IP aparține nivelului IP și nu nivelului TCP.

Câmpul *Opțiuni* a fost proiectat pentru a permite adăugarea unor facilități suplimentare neacoperite de antetul obișnuit. Cea mai importantă opțiune este aceea care permite fiecărei mașini să specifice încărcarea maximă de informație utilă TCP pe care este dispusă să o accepte. Utilizarea segmentelor de dimensiune mare este mai eficientă decât utilizarea segmentelor de dimensiune mică datorită amortizării antetului de 20 de octeți prin cantitatea mai mare de informație utilă. Cu toate acestea, este posibil ca mașini mai puțin performante să nu fie capabile să manevreze segmente foarte mari. În timpul inițializării conexiunii, fiecare parte anunță dimensiunea maximă acceptată și așteaptă de la partener aceeași informație. Câștigă cel mai mic dintre cele două numere. Dacă o mașină nu folosește această opțiune, cantitatea implicită de informație utilă este de 536 octeți. Toate mașinile din Internet trebuie să accepte segmente de dimensiune 536 + 20 = 556 octeți. Dimensiunea maximă a segmentului nu trebuie să fie aceeași în cele două direcții.

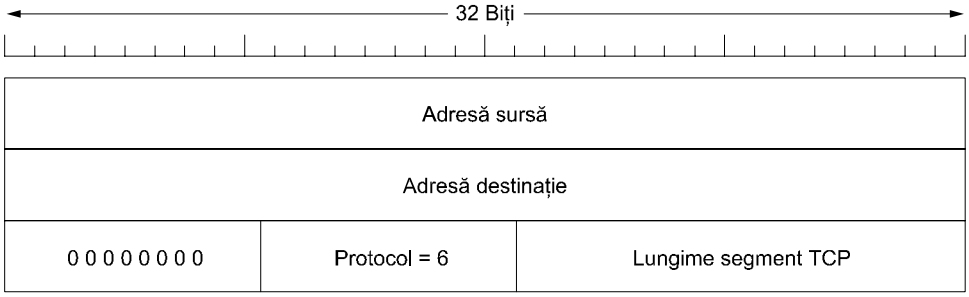


Fig. 6-30. Pseudo-antetul inclus în suma de control TCP.

O fereastră de 64 K octeți reprezintă adesea o problemă pentru liniile cu o lărgime de bandă mare și/sau cu întârzieri mari. Pe o linie T3 (44.736 Mbps) trimiterea unei ferestre întregi de 64 K octeți durează doar 12 ms. Dacă întârzierea propagării dus-întors este de 50 ms (care este valoarea tipică pentru o linie trans-continentală), emițătorul va aștepta confirmări - fiind deci inactiv ¾ din timp. Pe o conexiune prin satelit, situația este chiar mai rea. O fereastră de dimensiune mare ar permite emițătorului să continue trimiterea informației, însă o astfel de dimensiune nu poate fi reprezentată în cei 16 biți ai câmpului Fereastră. În RFC 1323 se propune o opțiune Scală a ferestrei, permițând emițătorului și receptorului să negocieze un factor de scalare a ferestrei. Acest număr permite ambelor părți să deplaseze câmpul Fereastră cu până la 14 biți spre stânga, permițând astfel ferestre de până la 230 octeți. Această opțiune este suportată în prezent de cele mai multe implementări ale TCP-ului.

O altă opțiune propusă de RFC 1106, și care este în prezent implementată pe scară largă, constă în utilizarea unei repetări selective în locul unui protocol cu întoarcere de n pași (eng.: go back n protocol). Dacă receptorul primește un segment eronat urmat de un număr mare de segmente corecte, protocolul TCP clasic va constata într-un final o depășire de timp și va retrimite toate segmentele neconfirmate, deci și pe acelea care au fost recepționate corect (adică se face o întoarcere de n pași). RFC 1106 introduce NAK-urile pentru a permite receptorului să ceară un anumit segment (sau segmente). După obținerea acestora, el poate confirma toată informația memorată reducând astfel cantitatea de informație retransmisă.

6.5.5 Stabilirea conexiunii TCP

În TCP conexiunile sunt stabilite utilizând „înțelegerea în trei pași", discutată în Sec. 6.2.2. Pentru a stabili o conexiune, una din părți - să spunem serverul - așteaptă în mod pasiv o cerere de conexiune prin execuția primitivelor LISTEN și ACCEPT, putând specifica o sursă anume sau nici o sursă în mod particular.

Cealaltă parte - să spunem clientul - execută o primitivă CONNECT, indicând adresa IP și numărul de port la care dorește să se conecteze, dimensiunea maximă a segmentului TCP pe care este dispusă să o accepte și, opțional, o informație utilizator (de exemplu o parolă). Primitiva CONNECT trimite un segment TCP având bitul *SYN* poziționat și bitul *ACK* nepoziționat, după care așteaptă un răspuns.

Atunci când sosește la destinație un segment, entitatea TCP receptoare verifică dacă nu cumva există un proces care a executat LISTEN pe numărul de port specificat în câmpul *Port destinație*. În caz contrar, trimite un răspuns cu bitul *RST* poziționat, pentru a refuza conexiunea.

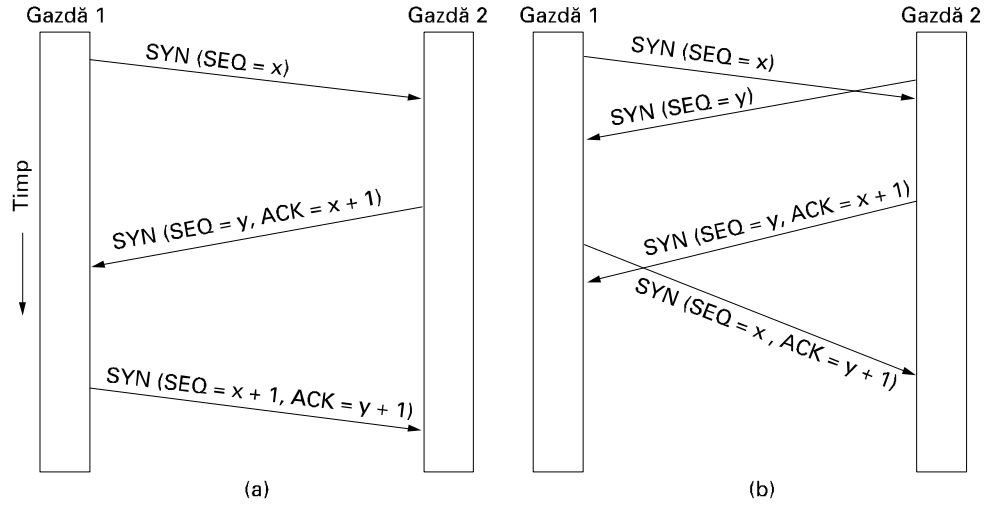


Fig. 6-31. (a) Stabilirea unei conexiuni TCP în cazul normal. (b) Coliziunea apelurilor.

Dacă există vreun proces care ascultă la acel port, segmentul TCP recepționat va fi dirijat către procesul respectiv. Acesta poate accepta sau refuza conexiunea. Dacă o acceptă, trimite înapoi expeditorului un segment de confirmare. În fig. 6-31(a) este reprezentată secvența de segmente TCP transferate în caz de funcționare normală. De notat că un segment *SYN* consumă un octet din spațiul numerelor de secvență, astfel încât confirmarea să poată fi făcută fără ambiguități.

Secvența de evenimente ilustrată în fig. 6-31(b) reprezintă cazul în care două mașini încearcă simultan să stabilească o conexiune între aceleași două porturi. Rezultă că este suficient să fie stabilită o singură conexiune și nu două, deoarece conexiunile sunt identificate prin punctele lor terminale. Dacă prima inițializare conduce la crearea unei conexiuni identificată prin *(x, y)* și același lucru îl face și cea de-a doua inițializare, atunci este construită o singură intrare de tabel, în speță pentru *(x, y)*.

Numărul inițial de secvență asociat unei conexiuni nu este 0, din motivele discutate anterior. Se utilizează o schemă bazată pe un ceas cu o bătaie la fiecare 4 μs. Pentru mai multă siguranță , atunci când

o mașină se defectează, este posibil ca ea să nu fie reinițializată în timpul de viață maxim al unui pachet, garantându-se astfel că pachetele unei conexiuni anterioare nu se plimbă încă pe undeva prin Internet.

6.5.6 Eliberarea conexiunii TCP

Deși conexiunile TCP sunt bidirecționale, pentru a înțelege cum sunt desființate conexiunile, cel mai bine este să ni le imaginăm sub forma unei perechi de legături unidirecționale. Fiecare legătură unidirecțională este eliberată independent de perechea sa. Pentru eliberarea unei conexiuni, orice partener poate expedia un segment TCP având bitul *FIN* setat, lucru care indică faptul că nici o informație nu mai urmează să fie transmisă. Atunci când *FIN*-ul este confirmat, sensul respectiv de comunicare este efectiv oprit pentru noi date. Cu toate acestea, informația poate fi transferată în continuare, pentru un timp nedefinit, în celălalt sens. Conexiunea este desființată atunci când ambele direcții au fost oprite. În mod normal, pentru a elibera o conexiune sunt necesare patru segmente TCP: câte un *FIN* și un *ACK* pentru fiecare sens. Cu toate acestea, este posibil ca primul *ACK* și cel de-al doilea *FIN* să fie cuprinse în același segment reducând astfel numărul total la trei.

La fel ca în conversațiile telefonice, în care ambele persoane pot spune „la revedere” și pot închide telefonul simultan, ambele capete ale unei conexiuni TCP pot expedia segmente *FIN* în același timp. Acestea sunt confirmate ca de obicei, conexiunea fiind astfel eliberată. Nu există de fapt nici o diferență esențială între cazurile în care mașinile eliberează conexiunea secvențial respectiv simultan.

Pentru a evita problema celor două armate, sunt utilizate cronometre. Dacă un răspuns la un *FIN* nu este recepționat pe durata a cel mult două cicluri de maxime de viață ale unui pachet, emițătorul *FIN*-ului eliberează conexiunea. Cealaltă parte va observa în final că nimeni nu mai pare să asculte la celălalt capăt al conexiunii, și va elibera conexiunea în urma expirării unui interval de timp. Această soluție nu este perfectă, dar având în vedere faptul că o soluție perfectă este teoretic imposibilă, va trebui să ne mulțumim cu ce avem. În realitate astfel de probleme apar foarte rar.

6.5.7 Modelarea administrării conexiunii TCP

Pașii necesari stabilirii unei conexiuni pot fi reprezentați printr-un automat cu stări finite, cele 11 stări ale acestuia fiind prezentate în fig. 6-32. În fiecare stare pot apărea doar anumite evenimente. Atunci când are loc un astfel de eveniment, este îndeplinită o acțiune specifică. Atunci când se produce un eveniment a cărui apariție nu este legală în starea curentă, este semnalată o eroare.

Stare	Descriere
CLOSED (ÎNCHIS)	Nici o conexiune nu este activă sau în așteptare
LISTEN (ASCULTARE)	Serverul așteaptă recepționarea unui apel
SYN RCVD (Recepție SYN)	S-a recepționat o cerere de conexiune; aștept ACK
SYN SENT (Transmisie SYN)	Aplicația a început deschiderea unei conexiuni
ESTABLISHED (STABILIT)	Starea normală de transfer a datelor
FIN WAIT 1 (Așteptare FIN 1)	Aplicația a anunțat că termină
FIN WAIT 2 (Așteptare FIN 2)	Partenerul este de acord cu eliberarea conexiunii
TIMED WAIT (Așteptare Temporizată)	Se așteaptă „moartea” tuturor pachetelor
CLOSING (În curs de INCHIDERE)	Ambele părți încearcă simultan închiderea
CLOSE WAIT (ÎNCHIDE și AȘTEAPTĂ)	Partenerul a inițiat eliberarea conexiunii
LAST ACK (CONFIRMARE FINALĂ)	Se așteaptă „moartea” tuturor pachetelor

Fig. 6-32. Stările utilizate în automatul cu stări finite pentru controlul conexiunii TCP.

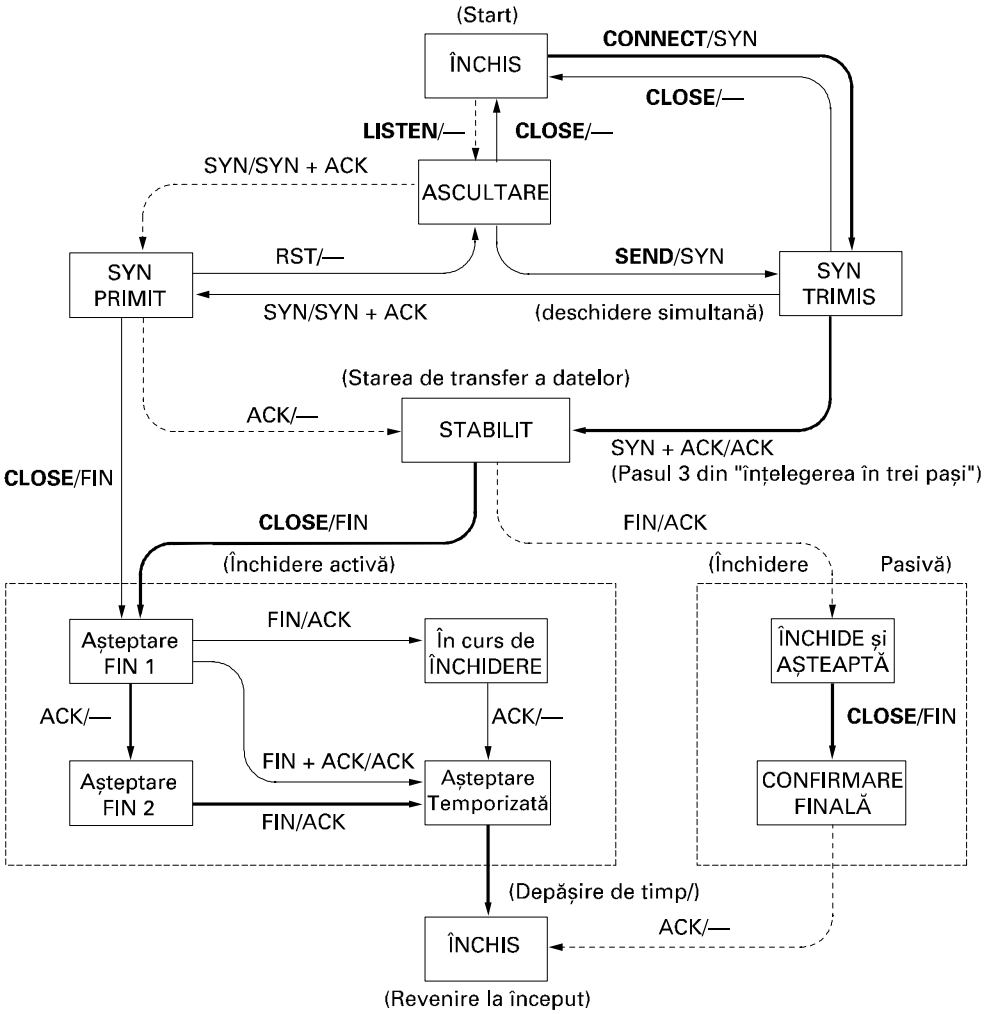


Fig. 6-33. Automatul cu stări finite pentru controlul conexiunii TCP. Linia groasă continuă este calea normală pentru client. Linia groasă întreruptă este calea normală pentru server. Liniile subțiri sunt evenimente neuzuale. Fiecare tranziție este etichetată de evenimentul care a creat-o și acțiunea care rezultă din el, separate de slash.

Fiecare conexiune începe în starea *ÎNCHIS*. Această stare este părăsită dacă urmează să se stabilească o conexiune pasivă (LISTEN) sau activă (CONNECT). Dacă partenerul stabilește o conexiune de tipul opus, starea devine *STABILIT*. Desființarea conexiunii poate fi inițiată de oricare din parteneri, o dată cu eliberarea conexiunii revenindu-se în starea *ÎNCHIS*.

Automatul cu stări finite este reprezentat în fig. 6-33. Cazul cel mai comun, al unui client conectându-se activ la un server pasiv, este reprezentat prin linii groase - continue pentru client și întrerupte pentru server. Liniile subțiri reprezintă secvențe de evenimente mai puțin obișnuite, dar posibile. Fiecare linie din fig. 6-33 este etichetată cu o pereche *eveniment/acțiune*. Evenimentul poate fi unul inițiat de către utilizator printr-un apel sistem (CONNECT, LISTEN, SEND sau CLOSE), recepțio-

narea unui segment (*SYN, FIN, ACK* sau *RST*) sau, într-un singur caz, expirarea unui interval de timp egal cu dublul ciclului de viață a unui pachet. Acțiunea constă în expedierea unui segment de control (*SYN, FIN* sau *RST*) sau „nici o acțiune", lucru reprezentat prin —. Comentariile sunt incluse între paranteze.

Diagrama poate fi înțeleasă cel mai bine urmărind de la bun început calea urmată de un client (linia groasă continuă) și apoi calea urmată de un server (linia groasă întreruptă). Atunci când un program aplicație de pe mașina client generează o cerere CONNECT, entitatea TCP locală creează o înregistrare de conexiune, o marchează ca fiind în starea *SYN SENT* și trimite un segment *SYN*. De observat că mai multe conexiuni pot fi deschise (sau în curs de a fi deschise) în același timp spre folosul mai multor aplicații, astfel încât o stare este asociată unei conexiuni și este înregistrată în înregistrarea asociată acesteia. La recepția unui *SYN + ACK*, TCP expediază ultima confirmare (*ACK*) din „înțelegerea în trei pași" și comută în starea *STABILIT*. Din acest moment, informația poate fi atât expediată cât și recepționată.

Atunci când se termină o aplicație, se apelează primitiva CLOSE care impune entității TCP locale expedierea unui segment *FIN* și așteptarea *ACK*-ului corespunzător (dreptunghiul figurat cu linie întreruptă și etichetat „închidere activă"). Atunci când *ACK*-ul este recepționat, se trece în starea *AȘTEPTARE FIN 2,* unul din sensuri fiind în acest moment închis. Atunci când celălalt sens este la rândul său închis de partenerul de conexiune, se recepționează un *FIN* care este totodată și confirmat. În acest moment, ambele sensuri sunt închise, dar TCP-ul așteaptă un interval de timp egal cu dublul duratei de viață a unui pachet, garantând astfel că toate pachetele acestei conexiuni au murit și că nici o confirmare nu a fost pierdută. Odată ce acest interval de timp expiră, TCP-ul șterge înregistrarea asociată conexiunii.

Să examinăm acum gestiunea conexiunii din punctul de vedere al server-ului. Acesta execută LISTEN și se „așează" fiind totodată atent pentru a vedea cine „se ridică în picioare". La recepționarea unui *SYN*, acesta este confirmat și serverul comută în starea *SYN RCVD*. Atunci când *SYN*-ul server-ului este la rândul său confirmat, „înțelegerea în trei pași" este completă, serverul comutând în starea *STABILIT*. De acum, transferul informației poate începe.

Atunci când clientul a terminat, execută CLOSE, ceea ce conduce la atenționarea server-ului prin recepționarea unui *FIN* (dreptunghiul figurat cu linie întreruptă și etichetat „închidere pasivă"). Atunci când și acesta execută un CLOSE, se trimite un *FIN* către client. O dată cu primirea confirmării clientului, serverul desființează conexiunea și șterge înregistrarea asociată.

6.5.8 Politica TCP de transmisie a datelor

Cum s-a menționat anterior, administrarea ferestrei în TCP nu este direct legată de confirmări, așa cum se întâmplă la cele mai multe protocoale de nivel legătură de date. De exemplu, să presupunem că receptorul are un tampon de 4096 octeți, așa cum se vede în fig. 6-34. Dacă emițătorul transmite un segment de 2048 de octeți care este recepționat corect, receptorul va confirma segmentul. Deoarece acum tamponul acestuia din urmă mai are liberi doar 2048 octeți (până când aplicația șterge niște date din acest tampon), receptorul va anunța o fereastră de 2048 octeți începând de la următorul octet așteptat.

Acum, emițătorul transmite alți 2048 octeți, care sunt confirmați, dar fereastra oferită este 0. Emițătorul trebuie să se oprească până când procesul aplicație de pe mașina receptoare a șters niște date din tampon, moment în care TCP poate oferi o fereastră mai mare.

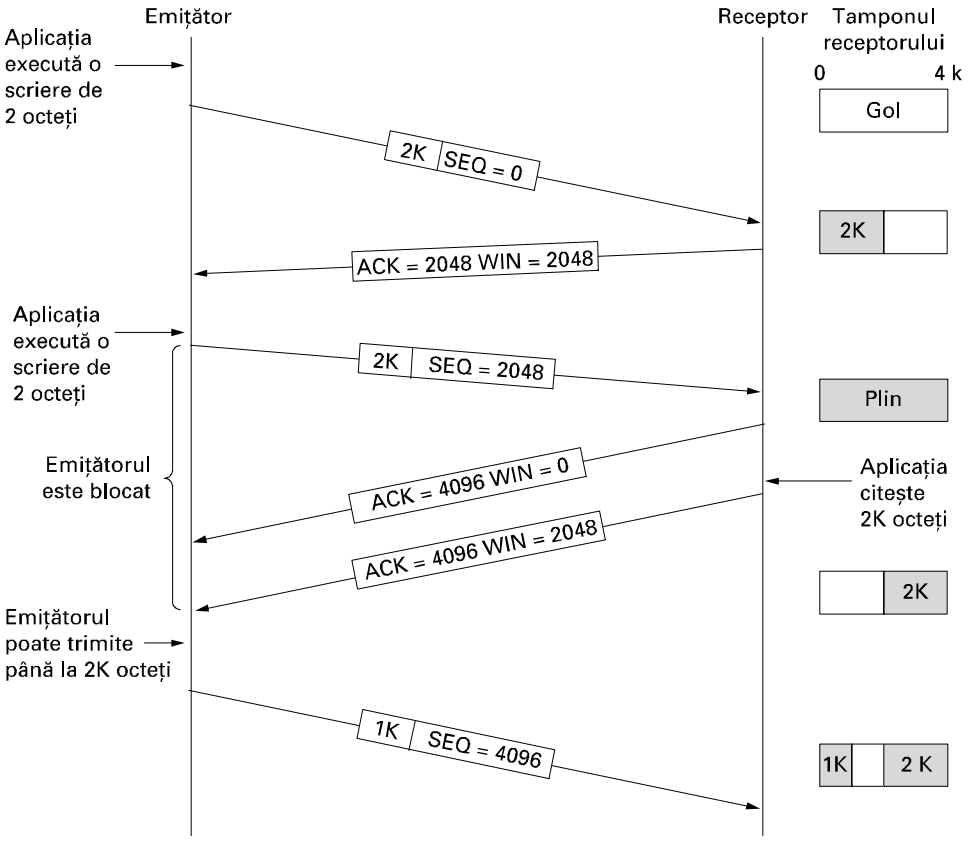


Fig. 6-34. Controlul ferestrei în TCP.

Atunci când fereastra este 0, în mod normal emițătorul nu poate să transmită segmente, cu două excepții. În primul rând, informația urgentă poate fi trimisă, de exemplu pentru a permite utilizatorului să oprească procesele rulând pe mașina de la distanță. În al doilea rând, emițătorul poate trimite un segment de un octet pentru a determina receptorul să renunțe următorul octet așteptat și dimensiunea ferestrei. Standardul TCP prevede în mod explicit această opțiune pentru a preveni interblocarea în cazul în care se întâmplă ca anunțarea unei ferestre să fie vreodată pierdută.

Emițătorii nu transmit în mod obligatoriu date de îndată ce acest lucru este cerut de către aplicație. Nici receptorii nu trimit în mod obligatoriu confirmările de îndată ce acest lucru este posibil. De exemplu, în fig. 6-34, atunci când sunt disponibili primii 2K octeți, TCP, știind că dispune de o fereastră de 4K octeți, va memora informația în tampon până când alți 2K octeți devin disponibili și astfel se va putea transmite un segment cu o încărcare utilă de 4K octeți. Această facilitate poate fi folosită pentru îmbunătățirea performanțelor.

Să considerăm o conexiune TELNET cu un editor interactiv care reacționează la fiecare apăsare a tastelor. În cel mai rău caz, atunci când un caracter sosește la entitatea TCP emițătoare, TCP creează un segment TCP de 21 octeți, pe care îl furnizează IP-ului pentru a fi transmis ca o datagramă IP de 41 octeți. De partea receptorului, TCP transmite imediat o confirmare de 40 octeți (20 octeți antet TCP și 20 octeți antet IP). Mai târziu, când editorul a citit caracterul, TCP transmite o

actualizare a ferestrei, deplasând fereastra cu un octet la dreapta. Acest pachet este de asemenea de 40 octeți. În final, când editorul a prelucrat caracterul, transmite ecoul sub forma unui pachet de 41 octeți. Cu totul, sunt folosiți 162 octeți din lărgimea de bandă și sunt trimise patru segmente pentru orice caracter tipărit. Atunci când lărgimea de bandă este redusă, această metodă de lucru nu este recomandată.

O abordare folosită de multe implementări TCP pentru optimizarea acestei situații constă în întârzierea confirmărilor și actualizărilor de fereastră timp de 500 ms, în speranța apariției unor informații la care să se atașeze pentru o călătorie pe gratis. Presupunând că editorul are un ecou de 50 ms, este necesar acum un singur pachet de 41 octeți pentru a fi trimis utilizatorului de la distanță, reducând numărul pachetelor și utilizarea lărgimii de bandă la jumătate.

Deși această regulă reduce încărcarea rețelei de către receptor, emițătorul operează încă ineficient trimițând pachete de 41 octeți care conțin un singur octet de date. O modalitate de a reduce această deficiență este cunoscută ca **algoritmul lui Nagle** (Nagle, 1984). Sugestia lui Nagle este simplă: atunci când emițătorul dispune de date, în secvență, de câte un octet, el va trimite doar primul octet, restul octeților fiind memorați până la confirmarea primului octet. Apoi vor fi trimise toate caracterele memorate într-un segment TCP și va continua memorarea până la confirmarea tuturor octeților. Dacă utilizatorul tastează repede și rețeaua este lentă, un număr substanțial de caractere poate fi plasat în fiecare segment, reducând cu mult lărgimea de bandă folosită. În plus, algoritmul permite transmisia unui nou pachet, dacă s-a dispus de suficientă informație pentru a umple jumătate dintr-o fereastră sau pentru a completa un segment.

Implementările TCP folosesc pe scară largă algoritmul lui Nagle, dar există situații când este mai bine ca el să fie dezactivat. În particular, când o aplicație X-Windows rulează prin Internet, deplasările mausului trebuie transmise mașinii de la distanță. (Sistemul X Window este sistemul de ferestre utilizat pe majoritatea sistemelor UNIX.) Gruparea lor pentru a fi transmise în rafală provoacă o mișcare imprevizibilă a cursorului, lucru care nemulțumește profund utilizatorii.

O altă problemă care poate degrada performanța TCP este **sindromul ferestrei stupide**. (Clark, 1982). Această problemă apare atunci când informația este furnizată entității TCP emițătoare în blocuri mari, dar la partea receptoare o aplicație interactivă citește datele octet cu octet. Pentru a înțelege problema, să analizăm fig. 6-35. Inițial, tamponul TCP al receptorului este plin și emițătorul știe acest fapt (adică are o fereastră de dimensiune 0). Apoi, aplicația interactivă citește un caracter de pe canalul TCP. Această acțiune face fericită entitatea TCP receptoare, deci ea va trimite o actualizare de fereastră către emițător dându-i astfel dreptul de a mai trimite un octet. Îndatorat, emițătorul trimite un octet. Cu acesta, tamponul este plin și receptorul confirmă segmentul de 1 octet, dar repoziționează dimensiunea ferestrei la 0. Acest comportament poate continua la nesfârșit.

Soluția lui Clark este de a nu permite receptorului să trimită o actualizare de fereastră la fiecare octet. În schimb, el este forțat să aștepte până când spațiul disponibil are o dimensiune decentă, urmând să-l ofere pe acesta din urmă. Mai precis, receptorul nu ar trebui să trimită o actualizare de fereastră până când nu va putea gestiona minimul dintre dimensiunea maximă oferită atunci când conexiunea a fost stabilită și jumătate din dimensiunea tamponului său, dacă este liberă.

Mai mult decât atât, emițătorul poate îmbunătăți situația netrimițând segmente de dimensiune mică. În schimb, el ar trebui să încerce să aștepte până când acumulează suficient spațiu în fereastră pentru a trimite un segment întreg sau măcar unul conținând cel puțin jumătate din dimensiunea tamponului receptorului (pe care trebuie să o estimeze din secvența actualizărilor de fereastră recepționate până acum).

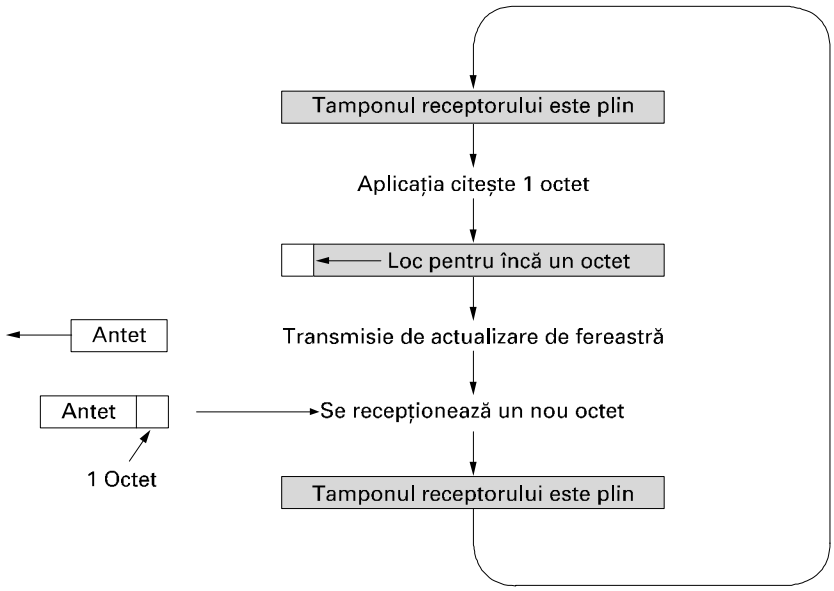


Fig. 6-35. Sindromul ferestrei stupide.

Algoritmul lui Nagle și soluția lui Clark pentru sindromul ferestrei stupide sunt complementare. Nagle a încercat să rezolve problema furnizării datelor către TCP octet cu octet, cauzată de aplicația emițătoare. Clark a încercat să rezolve problema extragerii datelor de la TCP octet cu octet, cauzată de către aplicația receptoare. Ambele soluții sunt valide și pot funcționa împreună. Scopul este ca emițătorul să nu trimită segmente mici, iar receptorul să nu ceară astfel de segmente.

Receptorul TCP poate face, pentru îmbunătățirea performanțelor, mai mult decât simpla actualizare a ferestrei în unități mari. Ca și emițătorul TCP, el are posibilitatea să memoreze date, astfel încât să poată bloca o cerere de READ a aplicației până când îi poate furniza o cantitate semnificativă de informație. Astfel se reduce numărul de apeluri TCP, deci și supraîncărcarea. Bineînțeles, în acest mod va crește și timpul de răspuns, dar pentru aplicații care nu sunt interactive, așa cum este transferul de fișiere, eficiența poate fi mai importantă decât timpul de răspuns la cereri individuale.

O altă problemă de discutat despre receptor se referă la ce trebuie să facă acesta cu segmentele care nu sosesc în ordine. Ele pot fi reținute sau eliminate, după cum dorește receptorul. Bineînțeles, confirmările pot fi trimise numai atunci când toată informația până la octetul confirmat a fost recepționată. Dacă receptorul primește segmentele 0, 1, 2, 4, 5, 6 și 7, el poate confirma totul până la ultimul octet din segmentul 2 inclusiv. Atunci când emițătorul constată o depășire de timp, el va retransmite segmentul 3. Dacă receptorul a memorat în tampon segmentele 4 până la 7, odată cu recepția segmentului 3 el poate confirma toți octeții până la sfârșitul segmentului 7.

6.5.9 Controlul congestiei în TCP

Atunci când încărcarea la care este supusă o rețea este mai mare decât poate aceasta să suporte, apare congestia. Internet-ul nu face excepție. În această secțiune, vom discuta algoritmi care se ocupă cu astfel de congestii și care au fost dezvoltați pe parcursul ultimului sfert de secol. Deși nivelul rețea

încearcă de asemenea să controleze congestia, cea mai mare parte a muncii este făcută de TCP, și aceasta deoarece adevărata soluție a congestiei constă în micșorarea ratei de transfer a informației.

Teoretic, congestia poate fi controlată pe baza unui principiu împrumutat din fizică: legea conservării pachetelor. Ideea de bază este de a nu injecta un nou pachet în rețea până când un pachet mai vechi nu o părăsește (de exemplu este furnizat receptorului). TCP încearcă să atingă acest scop prin manipularea dinamică a dimensiunii ferestrei.

Primul pas în controlul congestiei este detecția ei. Mai demult, detecția congestiei era dificilă. O depășire de timp datorată pierderii unui pachet putea fi cauzată fie de (1) zgomotul de pe linia de transmisie, fie de (2) eliminarea pachetului de către un ruter congestionat. Diferențierea celor două cazuri era dificilă.

În zilele noastre, pierderea pachetului din pricina erorilor de transmisie este destul de rară, deoarece cele mai multe din trunchiurile principale de comunicație sunt din fibră (deși rețelele fără fir sunt un subiect separat). În consecință, cele mai multe depășiri ale timpilor de transmisie pe Internet se datorează congestiilor. Toți algoritmii TCP din Internet presupun că depășirile de timp sunt cauzate de congestii și monitorizează aceste depășiri pentru a detecta problemele.

Înainte de a discuta despre modalitatea în care TCP reacționează la congestii, să descriem în primul rând modul în care se încearcă prevenirea apariției lor. Atunci când se stabilește o conexiune, trebuie să se aleagă o fereastră de o dimensiune potrivită. Receptorul poate specifica o fereastră bazându-se pe dimensiunea tamponului propriu. Dacă emițătorul acceptă această dimensiune a ferestrei, nu mai pot apărea probleme datorită depășirii tamponului la recepție, dar pot apărea în schimb datorită congestiei interne în rețea.

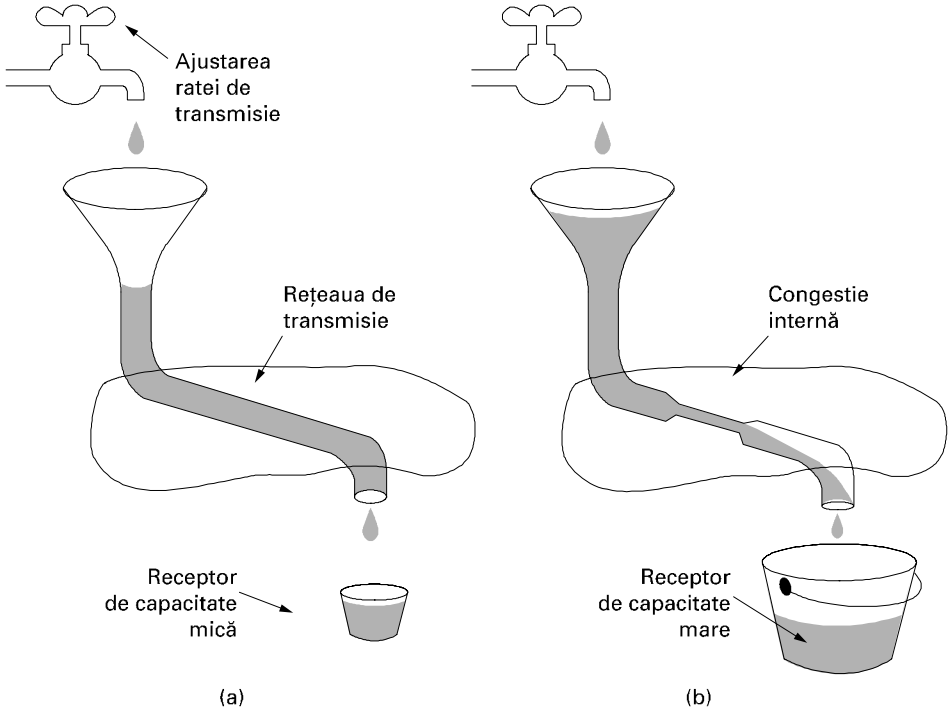


Fig. 6-36. (a) O rețea rapidă alimentând un rezervor de capacitate mică. (b) O rețea lentă alimentând un receptor de mare capacitate.

În fig. 6-36, putem vedea interpretarea hidraulică a acestei probleme. În fig. 6-36(a), observăm o conductă groasă care duce la un receptor de dimensiune mică. Atâta timp cât emițătorul nu trimite mai multă apă decât poate conține găleata, apa nu se va pierde. În fig. 6-36(b), factorul de limitare nu mai este capacitatea găleții, ci capacitatea de transport a rețelei. Dacă vine prea repede prea multă apă, ea se va revărsa și o anumită cantitate se va pierde (în acest caz prin umplerea pâlniei).

Soluția din Internet este de a realiza posibilitatea existenței a două probleme - capacitatea rețelei și capacitatea receptorului - și de a le trata pe fiecare separat. Pentru a face acest lucru, fiecare emițător menține două ferestre: fereastra acceptată de către receptor și o a doua fereastră, **fereastra de congestie**. Fiecare reflectă numărul de octeți care pot fi trimiși de către emițător. Numărul octeților care pot fi trimiși este dat de minimul dintre cele două ferestre. Astfel, fereastra efectivă este minimul dintre ceea ce emițătorul crede că este „în regulă" și ceea ce receptorul crede că este „în regulă". Dacă receptorul spune: „Trimite 8K octeți", dar emițătorul știe că o rafală de mai mult de 4K octeți poate aglomera excesiv rețeaua, el va trimite 4K octeți. Din alt punct de vedere, dacă receptorul spune: „Trimite 8K octeți" și emițătorul știe că o rafală de 32K octeți poate străbate fără efort rețeaua, el va trimite toți cei 8K octeți ceruți.

La stabilirea conexiunii, emițătorul inițializează fereastra de congestie la dimensiunea celui mai mare segment utilizat de acea conexiune. El trimite apoi un segment de dimensiune maximă. Dacă acest segment este confirmat înaintea expirării timpului, mai adaugă un segment la fereastra de congestie, făcând-o astfel de dimensiunea a două segmente de dimensiune maximă, și trimite două segmente. O dată cu confirmarea fiecăruia din aceste segmente, fereastra de congestie este redimensionată cu încă un segment de dimensiune maximă. Atunci când fereastra de congestie este de n segmente, dacă toate cele n segmente sunt confirmate în timp util, ea este crescută cu numărul de octeți corespunzător celor n segmente. De fapt, fiecare rafală confirmată cu succes dublează fereastra de congestie.

Fereastra de congestie crește în continuare exponențial până când sau se produce o depășire de timp, sau se atinge dimensiunea ferestrei receptorului. Ideea este ca dacă rafale de dimensiune, să spunem, 1024, 2048 și 4096 de octeți funcționează fără probleme, dar o rafală de 8192 octeți duce la o depășire de timp, fereastra de congestie va fi stabilită la 4096 de octeți pentru a evita congestia. Atâta timp cât fereastra de congestie rămâne la 4096, nu va fi transmisă nici o rafală mai mare de această valoare, indiferent cât de mult spațiu de fereastră este oferit de către receptor. Acest algoritm este numit **algoritmul startului lent**, fără a fi însă câtuși de puțin lent (Jacobson, 1988). Este exponențial. Toate implementările TCP trebuie să îl suporte.

Să privim acum algoritmul de control al congestiei în cazul Internetului. El utilizează în plus față de ferestrele de recepție și de congestie un al treilea parametru, numit **prag**, inițial de 64K. Atunci când apare o depășire de timp, pragul este poziționat la jumătate din fereastra curentă de congestie și fereastra de congestie este repoziționată la dimensiunea unui segment maxim. Startul lent este utilizat apoi pentru a determina cât poate rețeaua să ducă, atâta doar că acea creștere exponențială se oprește odată cu atingerea pragului. De aici înainte transmisiile reușite măresc în mod liniar dimensiunea ferestrei de congestie (cu câte un segment maxim pentru fiecare rafală), în locul unei creșteri pentru fiecare segment. De fapt, algoritmul presupune că este acceptabilă înjumătățirea ferestrei de congestie, din acel punct continuându-și gradual calea spre dimensiuni mai mari.

Funcționarea algoritmului de congestie se poate vedea în fig. 6-37. Dimensiunea unui segment maxim este, în acest caz, de 1024 de octeți. Inițial fereastra de congestie are 64K octeți, dar apare o depășire de timp și deci pragul este stabilit la 32K octeți iar fereastra de congestie la 1K octeți acesta fiind punctul 0 al transmisiei din figură. Fereastra de congestie crește apoi exponențial până atinge pragul (32K octeți). Începând de aici, creșterea este liniară.

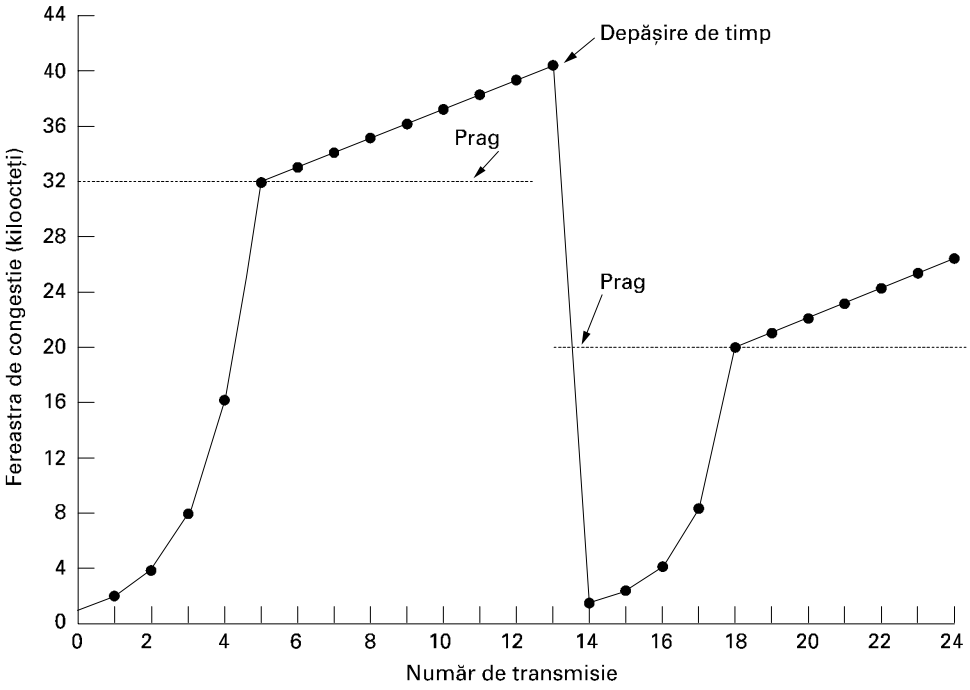


Fig. 6-37. Un exemplu al algoritmului de congestie din Internet.

Transmisia 13 nu are noroc (este de la sine înțeles) și apare o depășire de timp. Pragul este stabilit la jumătate din fereastra curentă (acum 40K octeți, deci jumătate este 20K octeți) și startul lent este inițiat din nou. Atunci când confirmările pentru transmisia 14 încep să sosească, primele patru dublează fiecare fereastra de congestie, dar după aceea creșterea redevine liniară.

Dacă nu mai apar depășiri de timp, fereastra de congestie va continua să crească până la dimensiunea ferestrei receptorului. În acest punct, creșterea ei va fi oprită și va rămâne constantă atâta timp cât nu mai apar depășiri și fereastra receptorului nu își modifică dimensiunea. Ca un alt aspect, dacă un pachet ICMP SOURCE QUENCH sosește și este furnizat TCP-ului, acest eveniment este tratat la fel ca o depășire de timp. O alternativă (și o abordare mai recentă) este descrisă în RFC 3168.

6.5.10 Administrarea contorului de timp în TCP

TCP utilizează (cel puțin conceptual) mai multe contoare pentru a face ceea ce are de făcut. Cel mai important dintre acestea este **contorul de retransmisie**. Atunci când este trimis un segment, se pornește un contor de retransmisie. Dacă segmentul este confirmat înainte de expirarea timpului, contorul este oprit. Pe de altă parte, dacă timpul expiră înaintea primirii confirmării, segmentul este retransmis (și contorul este pornit din nou). Întrebarea care se pune este următoarea: Cât de mare trebuie să fie intervalul de timp până la expirare?

Această problemă este mult mai dificilă la nivelul transport din Internet decât la nivelul protocoalelor generice de legătură de date prezentate în Cap. 3. În cazul din urmă, întârzierea așteptată este ușor predictibilă (de exemplu, are o variantă scăzută), deci contorul poate fi setat să expire chiar

imediat după ce era așteptată confirmarea, așa cum se arată în fig. 6-38(a). Cum confirmările sunt rareori întârziate în nivelul legătură de date, absența unei confirmări în momentul în care aceasta era așteptată înseamnă de obicei că s-a pierdut fie cadrul, fie confirmarea.

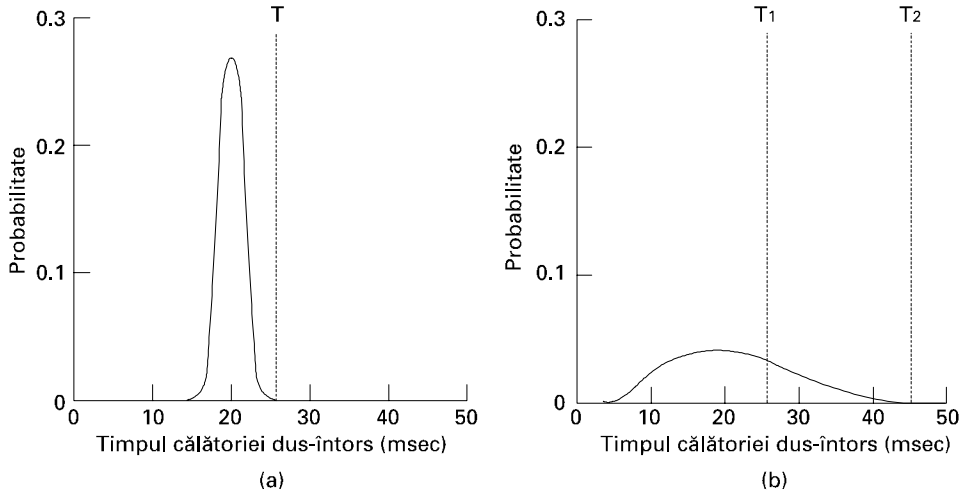


Fig. 6-38. (a) Densitatea de probabilitate a sosirilor în timp a confirmărilor în nivelul legătură de date. (b) Densitatea de probabilitate a sosiri confirmărilor pentru TCP.

TCP trebuie să facă față unui mediu radical diferit. Funcția de densitate a probabilității pentru timpul necesar întoarcerii unei confirmări TCP arată mai degrabă ca în fig. 6-38(b) decât ca în fig. 6-38(a). Este dificilă determinarea timpului în care se realizează circuitul dus-întors până la destinație. Chiar și când acesta este cunoscut, stabilirea intervalului de depășire este de asemenea dificilă. Dacă intervalul este prea scurt, să spunem T_1 în fig. 6-38(b), vor apărea retransmisii inutile, aglomerând Internet-ul cu pachete fără rost. Dacă este prea lung, (T_2), performanțele vor avea de suferit datorită întârzierii retransmisiei de fiecare dată când se pierde un pachet. Mai mult decât atât, media și varianța distribuției sosirii confirmărilor se pot schimba cu rapiditate pe parcursul a câtorva secunde atunci când apare sau se rezolvă o congestie.

Soluția este să se utilizeze un algoritm profund dinamic, care ajustează în mod constant intervalul de depășire bazându-se pe măsurători continue ale performanței rețelei. Algoritmul utilizat în general de către TCP este datorat lui Jacobson (1988) și este descris mai jos. Pentru fiecare conexiune, TCP păstrează o variabilă, *RTT*, care este cea mai bună estimare a timpului în care se parcurge circuitul dus-întors către destinația în discuție. Atunci când este trimis un segment, se pornește un contor de timp, atât pentru a vedea cât de mult durează până la primirea confirmării cât și pentru a iniția o retransmisie în cazul scurgerii unui interval prea lung. Dacă se primește confirmarea înaintea expirării contorului, TCP măsoară cât de mult i-a trebuit confirmării să sosească, fie acest timp *M*. În continuare el actualizează *RTT*, după formula:

$$RTT = \alpha RTT + (1 - \alpha)M$$

unde α este un factor de netezire care determină ponderea dată vechii valori. Uzual, $\alpha = 7/8$.

Chiar presupunând o valoare bună a lui *RTT*, alegerea unui interval potrivit de retransmisie nu este o sarcină ușoară. În mod normal, TCP utilizează βRTT, dar problema constă în alegerea lui β.

În implementările inițiale, β era întotdeauna 2, dar experiența a arătat că o valoare constantă este inflexibilă deoarece nu corespunde în cazul creșterii variației.

În 1988, Jacobson a propus ca β să fie aproximativ proporțional cu deviația standard a funcției de densitate a probabilității timpului de primire a confirmărilor, astfel încât o variație mare implică un β mare și viceversa. În particular, el a sugerat utilizarea *deviației medii* ca o estimare puțin costisitoare a *deviației standard*. Algoritmul său presupune urmărirea unei alte variabile de netezire, D, deviația. La fiecare sosire a unei confirmări, este calculată diferența dintre valorile așteptate și observate $|RTT - M|$. O valoare netezită a acesteia este păstrată în D, prin formula

$$D = \alpha D + (1 - \alpha)|RTT - M|$$

unde α poate sau nu să aibă aceeași valoare ca cea utilizată pentru netezirea lui *RTT*. Deși *D* nu este chiar deviația standard, ea este suficient de bună și Jacobson a arătat cum poate fi calculată utilizând doar adunări de întregi, scăderi și deplasări, ceea ce este un mare punct câștigat. Cele mai multe implementări TCP utilizează acum acest algoritm și stabilesc valoarea intervalului de depășire la:

$$\text{Depășire} = RTT + 4 * D$$

Alegerea factorului 4 este într-un fel arbitrară, dar are două avantaje. În primul rând, multiplicarea prin 4 poate fi făcută printr-o singură deplasare. În al doilea rând, minimizează depășirile de timp și retransmisiile inutile, datorită faptului că mai puțin de un procent din totalul pachetelor sosesc cu întârzieri mai mari de patru ori deviația standard. (De fapt, Jacobson a propus inițial să se folosească 2, dar experiența ulterioară a demonstrat că 4 conduce la performanțe mai bune).

O problemă legată de estimarea dinamică a *RTT* se referă la ce trebuie făcut în situația în care un segment cauzează o depășire și trebuie retransmis. Atunci când confirmarea este primită, nu este clar dacă aceasta se referă la prima transmisie sau la o transmisie următoare. O decizie eronată poate contamina serios estimarea lui *RTT*. Phil Karn a descoperit această problemă cu multă greutate. El este un radio amator entuziast, interesat în transmiterea pachetelor TCP/IP prin operare radio, un mediu recunoscut pentru lipsa de fiabilitate (pe o zi senină, la destinație ajung jumătate din pachete). El a făcut o propunere simplă: să nu se actualizeze *RTT* pentru nici un segment care a fost retransmis. În loc de aceasta, timpul de expirare este dublat la fiecare eșec, până când segmentele ajung prima oară la destinație. Această corecție este numită **algoritmul lui Karn**. Cele mai multe din implementările TCP utilizează acest algoritm.

Contorul de retransmisie nu este singurul utilizat de către TCP. Un al doilea contor este **contorul de persistență**. El este proiectat să prevină următoarea situație de interblocare. Receptorul trimite o confirmare cu o dimensiune a ferestrei 0, spunându-i emițătorului să aștepte. Mai târziu, receptorul actualizează fereastra, dar pachetul cu această actualizare este pierdut. Acum, atât emițătorul cât și receptorul așteaptă o reacție din partea celuilalt. Atunci când contorul de persistență expiră, emițătorul transmite o sondă către receptor. Răspunsul la această investigare furnizează dimensiunea ferestrei. Dacă această dimensiune continuă să fie zero, contorul de persistență este repoziționat și ciclul se repetă. Dacă este nenul, informația poate fi acum transmisă.

Un al treilea contor utilizat de unele implementări este **contorul de menținere în viață**. Când o conexiune a fost inactivă o lungă perioadă de timp, contorul de menținere în viață poate expira pentru a forța una din părți să verifice dacă cealaltă parte există încă. Dacă aceasta nu răspunde, conexiunea este închisă. Această facilitate este controversată, deoarece supraîncarcă rețeaua și poate termina o conexiune altfel sănătoasă datorită unei partiționări tranzitorii a rețelei.

Ultimul contor folosit la fiecare conexiune TCP este acela utilizat în stările de *AȘTEPTARE CONTORIZATĂ* pe parcursul închiderii conexiunilor. El funcționează pe durata a două vieți maxime ale unui pachet, pentru a se asigura că, atunci când o conexiune este închisă, toate pachetele create de aceasta au murit.

6.5.11 TCP și UDP în conexiune fără fir

Teoretic, protocoalele de transport ar trebui să fie independente de tehnologia nivelului rețea. În particular, TCP-ului ar trebui să nu-i pese dacă IP rulează peste o rețea cablu sau radio. În practică, acest lucru contează, deoarece cele mai multe implementări TCP au fost atent optimizate pe baza unor presupuneri care sunt adevărate pentru rețele cu cabluri, dar care nu mai sunt valabile în cazul rețelelor fără fir. Ignorarea proprietăților de transmisie fără fir poate conduce la o implementare TCP corectă din punct de vedere logic, dar cu performanțe incredibil de proaste.

Principala problemă este algoritmul de control al congestiei. Aproape toate implementările TCP din zilele noastre pleacă de la premisa că depășirile de timp sunt cauzate de congestie și nu de pierderea pachetelor. În consecință, atunci când expiră un contor, TCP încetinește ritmul și trimite pachete cu mai puțină vigoare (ex. algoritmul startului lent al lui Jacobson). Ideea din spatele acestei abordări constă în reducerea încărcării rețelei, astfel eliminându-se neplăcerile cauzate de congestie.

Din nefericire, legăturile bazate pe transmisia fără fir nu sunt deloc fiabile. Ele pierd tot timpul pachete. Pentru a controla această pierdere a pachetelor, abordarea corectă este să se retrimită cât mai repede posibil. Încetinirea ritmului nu face decât să înrăutățească lucrurile. Dacă presupunem că, atunci când emițătorul transmite 100 de pachete pe secundă, 20% din totalul pachetelor se pierde, productivitatea este de 80 pachete/sec. Dacă emițătorul încetinește ritmul la 50 pachete/sec, productivitatea scade la 40 pachete/sec.

Atunci când se pierde un pachet pe o rețea cu cabluri, emițătorul ar trebui să încetinească ritmul. Atunci când se pierde un pachet pe o rețea fără fir, emițătorul ar trebui să îl mărească. Dacă emițătorul nu știe despre ce tip de rețea este vorba, luarea unei decizii este dificilă.

În mod frecvent, calea de la emițător la receptor este eterogenă. Primii 1000 km pot să fie într-o rețea cu cabluri, dar ultimul kilometru poate să fie fără fir. Acum, luarea unei decizii în situația unei depășiri de timp este și mai dificilă, dat fiind că intervine și locul în care apare problema. O soluție propusă de Bakne și Badrinath (1995), **TCP indirect**, constă în spargerea conexiunii TCP în două conexiuni separate, ca în fig. 6-39. Prima conexiune pleacă de la emițător la stația de bază. Cea de-a doua leagă stația de bază de receptor. Această stație de bază nu face decât să copieze pachetele din cele două conexiuni în ambele direcții.

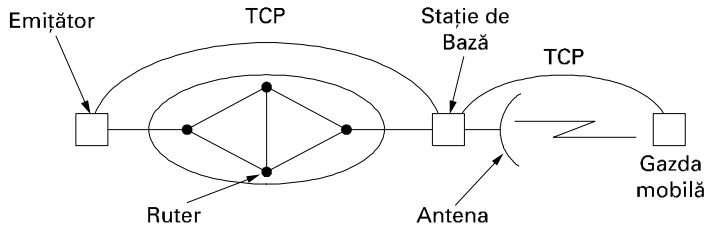


Fig. 6-39. Spargerea conexiunii TCP în două conexiuni.

Avantajul acestei scheme este acela că ambele conexiuni sunt acum omogene. Depășirile de timp din prima conexiune pot încetini emițătorul, în timp ce depășirile de timp din cea de-a doua îl pot accelera. Alți parametri pot fi de asemenea reglați separat în fiecare din cele două conexiuni. Dezavantajul este acela că este negată însăși semantica TCP. Atâta timp cât fiecare parte a conexiunii este o conexiune TCP în sine, stația de bază confirmă fiecare segment TCP în mod obișnuit. Doar că acum, recepția unei confirmări de către emițător nu mai înseamnă că receptorul a primit segmentul, ci doar că el a fost primit de către stația de bază.

O soluție diferită, datorată lui Balakrishnan et. al (1995), nu încalcă semantica TCP. Ea se bazează pe mici modificări făcute în codul nivelului rețea din stația de bază. Una din modificări constă în adăugarea unui agent de supraveghere care observă și interceptează pachetele TCP care pleacă spre gazda mobilă precum și confirmările care se întorc de la acesta. Atunci când observă un segment TCP care pleacă spre gazda mobilă, dar nu observă confirmarea recepționării acestuia într-un interval de timp dat (relativ scurt), agentul ascuns pur și simplu retransmite acel segment, fără a mai spune sursei acest lucru. De asemenea, el retransmite și atunci când observă confirmări duplicate din partea gazdei mobile, lucru care indică invariabil faptul că aceasta a pierdut ceva. Confirmările duplicate sunt eliminate pe loc, pentru a evita ca sursa să le interpreteze ca un semn de congestie.

Cu toate acestea, un dezavantaj al acestei transparențe este acela că, dacă legătura fără fir pierde multe pachete, sursa poate depăși limita de timp în așteptarea unei confirmări și poate invoca în consecință algoritmul de control al congestiei. În cazul TCP-ului indirect, algoritmul de control al congestiei nu va fi niciodată inițiat dacă nu apare într-adevăr o situație de congestie în partea „cablată" a rețelei.

Algoritmul Balakrishnan oferă de asemenea o soluție problemei pierderii segmentelor generate de către gazda mobilă. Atunci când stația de bază constată o pauză în interiorul domeniului numerelor de secvență, aceasta generează o cerere pentru o repetare selectivă a octetului lipsă, utilizând o opțiune TCP.

Utilizând aceste corecturi, legătura fără fir devine mai fiabilă în ambele direcții fără ca sursa să știe acest lucru și fără modificarea semanticii TCP.

Deși UDP-ul nu suferă de aceleași probleme ca și TCP-ul, comunicația fără fir induce și pentru el anumite dificultăți. Principala problemă este aceea că programele utilizează UDP se așteaptă ca acesta să fie foarte fiabil. Ele știu că nu este furnizată nici o garanție, dar cu toate acestea se așteaptă ca el să fie aproape perfect. Într-un mediu fără fir, el va fi însă departe de perfecțiune. Pentru programele care sunt capabile să se refacă după pierderea mesajelor UDP, dar numai cu un cost considerabil, trecerea bruscă de la un mediu în care mesajele puteau fi pierdute mai mult teoretic decât practic la un mediu în care ele sunt pierdute sistematic poate conduce la un dezastru în ceea ce privește performanțele.

Comunicația fără fir afectează și alte domenii decât cel al performanțelor. De exemplu, cum poate o gazdă mobilă să găsească o imprimantă locală la care să se conecteze, în loc să utilizeze propria imprimantă? Oarecum legată de aceasta este și problema obținerii paginii WWW pentru celula locală, chiar dacă numele ei nu este cunoscut. De asemenea, proiectanții paginilor WWW au tendința să presupună disponibilă o mare lărgime de bandă. Punerea unei embleme mari pe fiecare pagină poate să devină contraproductivă dacă transmisia paginii printr-o legătură fără fir lentă va dura 10 secunde, și acest lucru ajunge până la urmă să irite utilizatorii.

Cum rețelele cu comunicații fără fir devin tot mai comune, problema rulării TCP-ului pe ele a devenit tot mai acută. Documentații suplimentare în acest domeniu se găsesc în (Barakat ș.a., 2000; Ghani și Dixit, 1999; Huston, 2001; și Xylomenos ș.a., 2001).

6.5.12 TCP Tranzacțional

Mai devreme în acest capitol am analizat apelul de proceduri la distanță ca modalitate de a implementa sistemele client-server. Dacă atât cererea, cât și răspunsul sunt suficient de mici încât să se potrivească în pachete simple și operația este idempotentă, UDP-ul poate fi ușor utilizat. Totuși, dacă aceste condiții nu sunt îndeplinite, utilizarea UDP-ului este mai puțin atractivă. De exemplu, dacă răspunsul este unul lung, atunci datagramele trebuie sa fie secvențiate și trebuie inițiat un mecanism pentru a retransmite datagramele pierdute. De fapt, aplicației îi este cerut să reinventeze TCP-ul.

În mod cert, acest lucru nu este atractiv, dar nici utilizarea TCP-ului în sine nu este atractivă. Problema este eficiența. Secvența normală a pachetelor pentru a face un RPC peste TCP este prezentată în fig. 6-40(a). În cel mai bun caz sunt necesare nouă pachete.

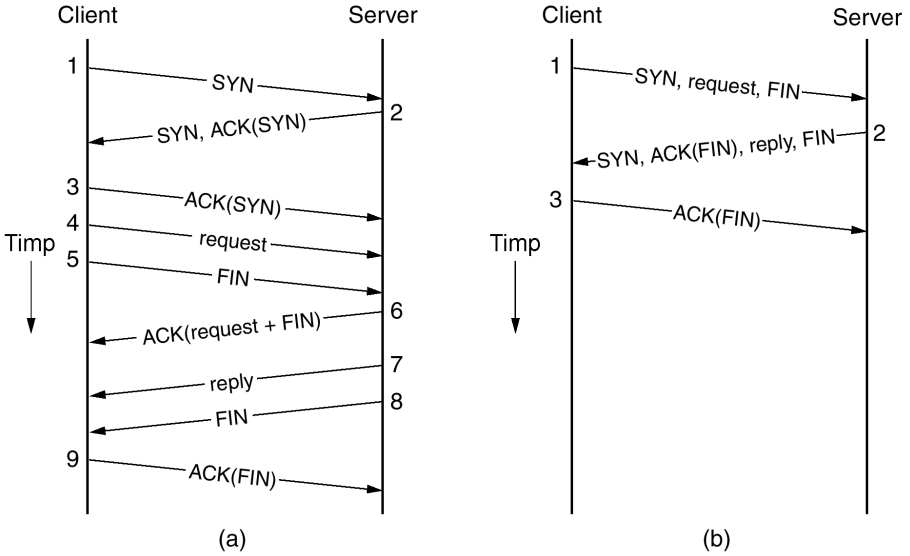


Fig. 6-40. (a) RPC folosind TCP clasic ; (b) RPC folosind T/TCP

Cele nouă pachete sunt după cum urmează:

1. Clientul trimite un pachet SYN pentru a stabili o conexiune.
2. Serverul trimite un pachet ACK pentru a recunoaște pachetul SYN.
3. Clientul finalizează înțelegerea în trei pași.
4. Clientul trimite cererea reală.
5. Clientul trimite un pachet FIN pentru a indica dacă s-a terminat trimiterea.
6. Serverul confirmă cererea și FIN-ul.
7. Serverul trimite răspunsul înapoi clientului.
8. Serverul trimite un pachet FIN pentru a indica că și acest lucru s-a încheiat.
9. Clientul confirmă FIN-ul server-ului.

A se reține că acesta este cazul ideal. În cazul cel mai rău, cererea clientului și FIN-ul sunt confirmate separat, precum sunt răspunsul server-ului și FIN-ul.

Întrebarea care apare imediat este dacă există vreo posibilitate de a combina eficiența RPC-ului folosind UDP (doar 2 mesaje) cu fiabilitatea TCP-ului. Răspunsul este: aproape că da. Se poate

realiza cu o variantă experimentală de TCP numită **T/TCP** (**Transactional TCP**, rom: TCP tranzacțional), care este descrisă în RFC 1379 și 1644.

Ideea principală este aceea de a modifica secvența standard de inițializare a conexiunii astfel încât să permită, la nivel înalt, transferul de date în timpul inițializării. Protocolul T/TCP este prezentat în fig. 6-40(b). Primul pachet al clientului conține bitul SYN, cererea în sine și FIN-ul. De fapt acesta spune: vreau să stabilesc o conexiune, aici sunt datele și am terminat

Când serverul primește cererea, caută sau calculează răspunsul și alege modul în care să răspundă. Dacă răspunsul încape într-un pachet, dă răspunsul din fig. 6-40(b), care spune: confirm FIN-ul tău, iată răspunsul, iar eu am terminat. Clientul confirmă apoi FIN-ul server-ului și protocolul ia sfârșit în (după) trei mesaje.

În orice caz, dacă rezultatul este mai mare de 1 pachet, serverul are de asemenea și opțiunea de a nu seta bitul FIN, caz în care poate trimite pachete multiple înainte de a-i închide direcția.

Merită probabil menționat faptul că T/TCP nu este singura îmbunătățire propusă pentru TCP. O altă propunere este **SCTP** (**Stream Control Transmission Protocol**, rom: Protocolul de control al transmisiei fluxului). Caracteristicile sale includ păstrarea legăturilor dintre mesaje, modalități multiple de livrare (de ex: livrarea neordonată), găzduirea multiplă (destinații de rezervă), și confirmări selective (Stewart and Metz, 2001). În orice caz, oricând cineva propune să schimbe ceva care a funcționat atât de bine de atâta timp, se duce o luptă aprigă între tabăra “utilizatorii doresc mai multe facilități” și cea “dacă nu e stricat, nu-l repara!”.

6.6 ELEMENTE DE PERFORMANȚĂ

În rețelele de calculatoare sunt foarte importante elementele de performanță. Atunci când sunt interconectate sute sau mii de calculatoare, au loc adesea interacțiuni complexe cu consecințe nebănuite. Această complexitate conduce în mod frecvent la performanțe slabe fără ca cineva să știe de ce. În secțiunile următoare vom examina mai multe elemente legate de performanța rețelei pentru a identifica tipurile de probleme și ce poate fi făcut pentru rezolvarea lor.

Din nefericire, înțelegerea performanței rețelei este mai degrabă o artă decât o știință. Este prea puțină teorie care stă la bază și de fapt aceasta nu folosește în situații practice. Cel mai bun lucru pe care îl putem face este să indicăm reguli rezultate dintr-o experiență îndelungată și să prezentăm exemple luate din lumea reală. Am amânat în mod intenționat această discuție după studiul nivelului transport din rețelele TCP, pentru a fi capabili să folosim TCP ca exemplu în diverse locuri.

Nivelul transport nu este singurul loc unde apar elemente legate de performanță. Am văzut unele elemente la nivelul rețea, în capitolul precedent. Cu toate acestea, nivelul rețea tinde să fie preocupat în mare măsură de rutare și controlul congestiei. Problemele mai generale, orientate spre sistem ,tind să fie legate de nivelul transport, așa că acest capitol este locul potrivit pentru a le examina.

În următoarele cinci secțiuni vom examina cinci aspecte de performanță ale rețelei:

1. Probleme de performanță.
2. Măsurarea performanței rețelei.
3. Proiectarea de sistem pentru performanțe mai bune.
4. Prelucrarea rapidă TPDU.
5. Protocoale pentru rețele viitoare de mare performanță.

Ca o paranteză, avem nevoie de un nume pentru unitățile schimbate de către entitățile de transport. Termenul TCP de segment este cel mai confuz și în acest context nu este niciodată utilizat în afara lumii TCP. Termenii uzuali ATM (CS-PDU, SAR-PDU și CPCS-PDU) sunt specifici doar pentru ATM. Pachetele se referă în mod clar la nivelul rețea și mesajele aparțin nivelului aplicație. Din lipsa unui termen standard, vom reveni la numirea unităților schimbate de entitățile de transport TPDU-uri. Când ne referim atât la TPDU cât și la pachet, vom utiliza pachet ca un termen comun, ca de exemplu în „Procesorul trebuie să fie suficient de rapid pentru a prelucra pachetele în timp real." Prin aceasta subînțelegem atât pachetul nivelului rețea cât și TPDU-ul încapsulat în el.

6.6.1 Probleme de performanță în rețelele de calculatoare

Unele probleme de performanță, cum este congestia, sunt cauzate de supraîncărcarea temporară a resurselor. Dacă apare subit o creștere de trafic la nivelul unui ruter peste nivelul care poate fi controlat de acesta, se va produce o congestie și performanțele vor avea de suferit. Congestia a fost studiată în detaliu în capitolul precedent.

Performanțele se degradează de asemenea în cazul unei dezechilibrări structurale a balanței resurselor. De exemplu, dacă o linie de comunicație de un gigabit este atașată la un terminal PC de performanță scăzută, procesorul slab nu va putea prelucra suficient de repede pachetele care sosesc, unele din acestea pierzându-se. Aceste pachete vor fi retransmise în cele din urmă, adăugând întârzieri, consumând din lărgimea de bandă și în general reducând performanțele.

Supraîncărcarea poate fi de asemenea inițiată în mod sincron. De exemplu, dacă un TPDU conține un parametru eronat (de exemplu portul pentru care este destinat), în multe cazuri receptorul va înapoia cu multă grijă un anunț de eroare. Să vedem acum ce s-ar putea întâmpla dacă un TPDU eronat ar fi răspândit către 10000 de mașini: fiecare din ele ar putea întoarce un mesaj de eroare. **Furtuna de difuzare** rezultată ar putea să scoată din funcțiune rețeaua. UDP a suferit de această problemă până când protocolul a fost modificat pentru a împiedica mașinile să răspundă erorilor cauzate de TPDU-urile UDP-ului trimise către adrese de difuzare.

Un al doilea exemplu de supraîncărcare sincronă este dat de efectele unei căderi a energiei electrice. Odată cu revenirea curentului, toate mașinile execută programul ROM de reinițializare. O secvență tipică de reinițializare poate cere în primul rând unui anume server (DHCP) identitatea precisă a mașinii, apoi poate cere unui server de fișiere o copie a sistemului de operare. Dacă sute de mașini execută acest lucru simultan, serverul va ceda probabil la această încărcare.

Chiar în absența unei supraîncărcări sincrone și chiar atunci când sunt suficiente resurse disponibile, performanțele pot fi slabe datorită unei proaste reglări a sistemului. De exemplu, dacă o mașină are suficientă memorie și putere de prelucrare, dar nu a fost alocat suficient spațiu pentru tampoane, vor apărea aglomerări și se vor pierde TPDU-uri. Similar, dacă algoritmul de planificare nu acordă o prioritate suficient de mare prelucrării TPDU-urilor care sunt recepționate, unele din ele se vor pierde.

Un alt element de reglare este potrivirea corectă a intervalelor de limită de timp. Atunci când este trimis un TPDU, în mod normal se poziționează un contor pentru a evita pierderea TPDU-lui. Dacă limita de timp este prea scurtă, se vor produce retransmisii inutile, obturând cablurile. Dacă limita de timp este prea lungă, se vor introduce întârzieri inutile după pierderea unui TPDU. Alți parametri ce pot fi reglați sunt lungimea intervalului de timp după care datele acumulate sunt confirmate, și numărul retransmisiilor făcute înainte de a se renunța.

Rețelele gigabit aduc cu ele noi probleme de performanță. Să considerăm, de exemplu, transmisia unei rafale de date de 64 K octeți de la San Diego la Boston, pentru a umple tamponul de 64K

octeți al receptorului. Să presupunem că legătura este de 1 Gbps și că întârzierea într-un singur sens prin fibra de sticlă este de 20 ms. Inițial, la momentul $t = 0$, conducta este goală, ca în fig. 6-41(a). Doar cu 500 μs mai târziu, în fig. 6-41(b), toate TPDU-urile sunt deja plasate pe fibră. Primul TPDU transmis va fi acum undeva în vecinătatea Brawley-ului, încă departe, în California de Sud. Cu toate acestea, transmisia trebuie să se oprească până se primește o actualizare de fereastră.

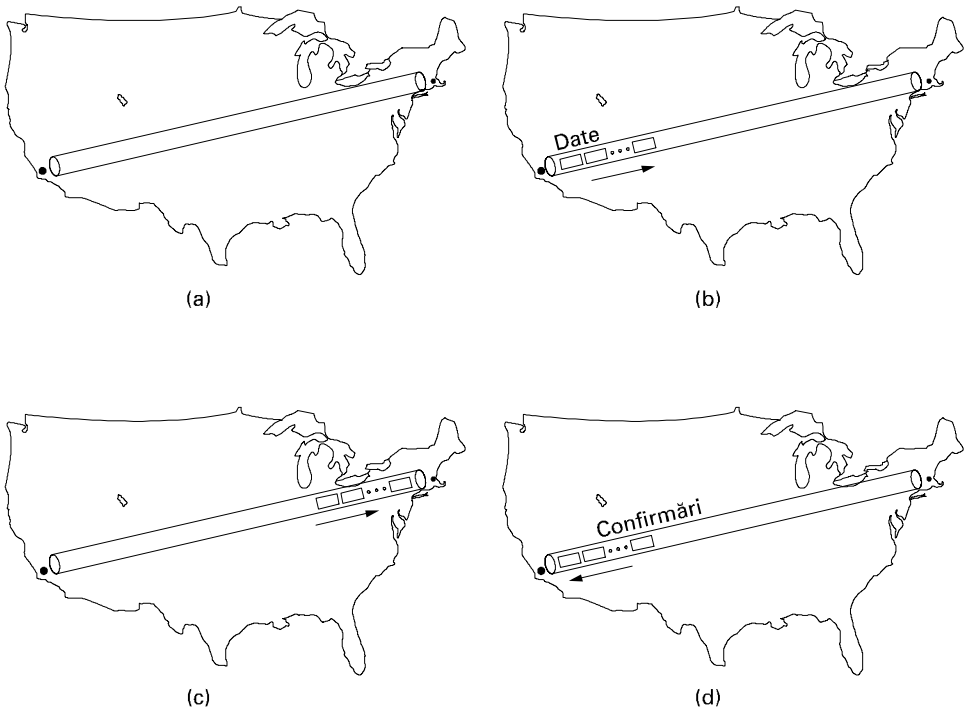


Fig. 6-41. Evoluția transmisiei unui megabit de la San Diego la Boston.
(a) La momentul t=0. (b) După 500 μsec. (c) După 20 ms. (d) După 40 ms.

După 20 ms, primul TPDU atinge Boston-ul, ca în fig. 6-41(c), și este confirmat. În final, la 40 ms după momentul inițial, prima confirmare sosește înapoi la emițător și a doua rafală poate să fie transmisă. Cum linia de transmisie a fost utilizată pentru 0.5 ms din cele 40 ms, eficiența este undeva în jurul a 1.25 procente. Această situație este tipică pentru cazul folosirii protocoalelor vechi în linii gigabit.

O mărime utilă de reamintit când se analizează performanțele rețelei este produsul **lărgime de bandă-întârziere**. El este obținut prin înmulțirea lărgimii de bandă (în biți pe secundă) cu întârzierea traseului dus-întors (în secunde). Produsul reflectă capacitatea conductei de la emițător la receptor și înapoi (în biți).

De exemplu, în fig. 6-41 produsul lărgime de bandă-întârziere este de 40 milioane de biți. Cu alte cuvinte, pentru a funcționa la viteză maximă, emițătorul poate transmite rafale de 40 milioane de biți până la recepționarea primei confirmări. Umplerea conductei (în ambele sensuri) presupune o cantitate însemnată de biți. Acesta este motivul pentru care o rafală de jumătate de milion de biți atinge o eficiență de 1.25 procente: ea reprezintă doar 1.25 procente din capacitatea conductei.

Concluzia care poate fi trasă aici este că pentru atingerea unor performanțe bune, fereastra receptorului trebuie să fie cel puțin la fel de mare ca și produsul lărgime de bandă-întârziere, prefera-

bil chiar puțin mai mare, deoarece receptorul poate să nu răspundă instantaneu. Pentru o linie gigabit transcontinentală sunt necesari cel puțin 5 megabiți.

Dacă eficiența este dezastruoasă pentru un megabit, imaginați-vă cum ar arăta ea pentru o cerere scurtă de câteva sute de octeți. În cazul în care nu se găsește o altă utilitate pentru linie în timpul în care primul client este în așteptarea răspunsului, o linie gigabit nu este cu nimic mai bună ca o linie megabit, numai că este mult mai scumpă.

O altă problemă de performanță care poate apărea în aplicațiile critice din punctul de vedere al timpului, precum audio/video, este zgomotul. Un timp mediu de transmisie de valoare mică nu este suficient. Este necesară și o deviație standard mică. Obținerea atât a unui timp mediu de transmisie mic, cât și a unei deviații standard mici, cere un efort serios de inginerie.

6.6.2 Măsurarea performanțelor rețelei

Atunci când performanțele unei rețele sunt slabe, utilizatorii ei se plâng persoanelor care o administrează, cerând îmbunătățirea situației. Pentru a crește performanțele, operatorii trebuie mai întâi să determine cu exactitate ce se întâmplă. Pentru a afla ce se întâmplă în realitate, operatorii trebuie să efectueze măsurători. În această secțiune ne vom concentra asupra măsurării performanțelor rețelei. Discuția care urmează se bazează pe lucrarea lui Mogul (1993).

Ciclul de bază utilizat pentru îmbunătățirea performanțelor rețelei conține următorii pași:

1. Măsurarea performanțelor și a parametrilor relevanți ai rețelei.
2. Încercarea de a înțelege ceea ce se petrece.
3. Modificarea unuia din parametri.

Acești pași se repetă până la atingerea unor performanțe suficient de bune sau până când este clar că și ultima îmbunătățire posibilă a fost pusă în aplicare.

Măsurarea poate fi făcută în multe moduri și în multe locuri (atât fizic cât și în stiva de protocoale). Cel mai simplu mod de măsurare este inițializarea unui contor la începutul unei activități și observarea timpului necesar pentru îndeplinirea acelei sarcini. De exemplu, un element cheie în măsurare este aflarea timpului necesar unui TPDU pentru a fi confirmat. Alte măsurători sunt făcute cu contoare care înregistrează frecvența de apariție a unor evenimente (de exemplu, numărul de TPDU-uri pierdute). În final, unii pot fi interesați să afle valorile unor mărimi, ca de exemplu numărul de octeți prelucrați într-un anume interval de timp.

Măsurarea performanțelor și a parametrilor rețelei ascunde multe capcane potențiale. În cele ce urmează, enunțăm doar câteva din acestea. Orice încercare sistematică de a măsura performanțele rețelei trebuie să le evite.

Dimensiunea testului trebuie să fie suficient de mare

Timpul necesar pentru a trimite un TPDU nu trebuie măsurat o singură dată, ci în mod repetat, să zicem, de un milion de ori, luându-se în considerare media valorilor rezultate. Un test de dimensiune mare va reduce gradul de incertitudine în media și deviația standard a măsurătorii. Această incertitudine poate fi calculată pe baza formulelor statistice obișnuite.

Testele trebuie să fie reprezentative

Ideal ar fi ca întreaga secvență a celor un milion de măsurători să fie repetată în diferite momente ale zilei și ale săptămânii pentru a pune în evidență efectul diferențelor de încărcare a sistemului asupra mărimii măsurate. Măsurătorile de congestie, de exemplu, nu sunt prea utile dacă sunt făcute

într-un moment în care nu există nici o congestie. Uneori, rezultatele pot fi inițial contrare intuiției, de exemplu congestii importante la orele 10, 11, sau 1, 2 după amiază, dar nici un fel de congestie la amiază (când toți utilizatorii au pauză de prânz).

Utilizarea ceasurilor cu granularitate mare trebuie făcută cu atenție

Ceasurile calculatoarelor funcționează prin incrementarea la intervale regulate a unui anumit contor. De exemplu, un contor de milisecunde adaugă unu la contor la fiecare 1 ms. Utilizarea unui astfel de contor pentru a măsura un eveniment care durează mai puțin de 1 ms nu este imposibilă, dar necesită o oarecare atenție. (Desigur, unele calculatoare au ceasuri cu precizie mai bună).

Pentru a măsura intervalul necesar trimiterii unui TPDU, de exemplu, ceasul sistem (să spunem în milisecunde) ar trebui să fie citit în momentul în care se intră în codul de transport și din nou când se părăsește acest cod. Dacă timpul real de transmisie TPDU este de 300 μsec, diferența dintre cele două citiri va fi sau 0, sau 1, ambele valori greșite. Cu toate acestea, dacă măsurătoarea este repetată de un milion de ori și suma tuturor măsurătorilor este împărțită la un milion, timpul mediu va avea o precizie mai bună de 1 μsec.

Nu trebuie să se petreacă ceva neașteptat în timpul măsurătorilor

Efectuarea măsurătorilor pe un sistem universitar în ziua în care urmează să fie predat vreun proiect important poate conduce la rezultate diferite față de cele ce s-ar obține în ziua imediat următoare. Similar, dacă vreun cercetător se decide să organizeze o videoconferință în rețea, în timpul testelor, poate fi obținut un rezultat alterat. Cel mai bine este ca testele să fie rulate pe un sistem complet inactiv, întreaga sarcină fiind construită în vederea testării. Chiar și această abordare are propriile capcane. Deși ne-am aștepta ca nimeni să nu utilizeze rețeaua la ora 3 dimineața, acesta poate să fie chiar momentul în care un program de salvare automată începe să copieze conținutul tuturor discurilor pe bandă. Mai mult decât atât, s-ar putea să existe un trafic important pentru minunatele pagini de Web de pe rețeaua testată, trafic provenit din zone aflate pe alte meridiane orare.

Lucrul cu memoria ascunsă poate distruge măsurătorile

Modalitatea evidentă de a măsura timpul de transfer al fișierelor este de a deschide un fișier de dimensiune mare, de a-l citi în întregime și de a-l închide, urmând a vedea cât de mult a durat toată operația. Se repetă apoi operația de mult mai multe ori, pentru a obține o medie corectă. Problema este că sistemul poate memora fișierul în memoria ascunsă, astfel încât doar prima măsurătoare să implice traficul în rețea. Restul nu sunt decât accese la memoria ascunsă locală. Rezultatele unei astfel de măsurători sunt, în esență, fără nici o valoare (doar dacă nu cumva se dorește măsurarea performanțelor memoriei ascunse).

De obicei, se poate ocoli memoria ascunsă prin simpla ei supraîncărcare. De exemplu, dacă memoria ascunsă este de 10 megaocteți, ciclul de test ar putea deschide, citi și închide două fișiere de 10 megaocteți la fiecare buclă, în tentativa de a forța rata de succes în accesul la memoria ascunsă la 0. Cu toate acestea, dacă nu se înțelege cu absolută precizie algoritmul de manipulare a memoriei ascunse, trebuie procedat cu grijă.

Memorarea datelor în tampoane poate avea același efect. Se cunoaște un program utilitar popular pentru măsurarea performanțelor TCP/IP care raportează performanțe ale UDP-ului substanțial mai mari decât o permit liniile fizice. Cum se întâmplă acest lucru? Un apel către UDP întoarce în mod normal controlul odată ce mesajul a fost acceptat de către nucleu și adăugat la coada de transmisie. Dacă este suficient spațiu în tampon, măsurarea a 1000 de apeluri UDP nu înseamnă neapă-

rat că informațiile au fost transmise. Cea mai mare a informațiilor poate să se afle încă în nucleu, dar instrumentul de măsurare interpretează că ele au fost toate deja transmise.

Trebuie înțeles ceea ce se măsoară

Atunci când se măsoară timpul necesar pentru a citi un fișier de la distanță, măsurătorile depind de rețea, de sistemele de operare de la ambele capete - client și server, de tipul de echipament al plăcii de interfață utilizat, de programele care le controlează și de alți factori. Procedând cu atenție, putem determina în ultimă instanță timpul de transfer al fișierului pentru configurația utilizată. Dacă scopul îl reprezintă reglarea acestei configurații particulare, atunci măsurătorile sunt în regulă.

Cu toate acestea, dacă, în scopul alegerii unei interfețe de rețea pentru a fi cumpărată, sunt făcute măsurători similare pe trei sisteme diferite, rezultatele pot fi complet bulversate în cazul în care unul din programele care controlează echipamentul este de-a dreptul îngrozitor și utilizează doar 10% din performanțele plăcii.

Atenție la extrapolarea rezultatelor

Să presupunem că s-au făcut măsurători ale unei anumite mărimi prin simularea încărcării rețelei între 0 (sistem complet descărcat) și 0.4 (sistem încărcat în proporție de 40%), conform punctelor de date și liniilor continue dintre ele din fig. 6-42. Ar putea fi tentant să se extrapoleze liniar, așa cum o sugerează linia punctată. Cu toate acestea, multe din rezultatele anterioare indică un factor de $1/(1 - \rho)$, unde ρ este încărcarea, astfel încât valorile adevărate pot arăta mai degrabă ca linia întreruptă, care crește mult mai repede decât liniar.

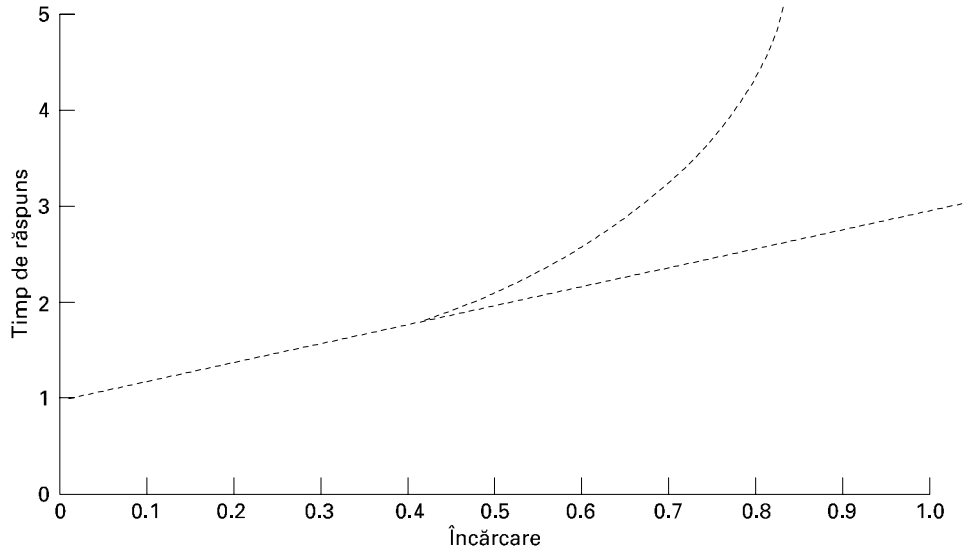


Fig. 6-42. Răspunsul, ca o funcție de încărcare.

6.6.3 Proiectarea de sistem pentru performanțe superioare

Măsurarea și ajustarea pot îmbunătăți considerabil performanțele, dar ele nu pot substitui o proiectare făcută bine de la început. O rețea proiectată superficial poate fi îmbunătățită tot în aceeași măsură. O soluție mai bună este să se refacă totul de la temelie.

În această secțiune, vom prezenta câteva reguli rezultate dintr-o experiență acumulată pe un număr mare de rețele. Aceste reguli se referă nu doar la proiectarea de rețea, ci și la proiectarea de sistem, și aceasta pentru că programul și sistemul de operare sunt deseori mai importante decât ruterul și echipamentul de interfață. Cele mai multe din aceste idei constituiau cunoștințe de bază ale proiectanților de rețele, care erau propagate din generație în generație pe cale orală. Ele au fost prima oară enunțate explicit de Mogul (1993); expunerea noastră merge în mare parte în paralel cu a sa. O altă sursă relevantă este (Metcalfe, 1993).

Regula #1: Viteza procesorului este mai importantă decât viteza rețelei.

O experiență îndelungată a arătat că în aproape toate rețelele, supraîncărcarea indusă de sistemul de operare și de protocol domină de fapt timpul de transmisie pe cablu. De exemplu, în teorie, timpul minim pentru un RPC pe o rețea Ethernet este de 102 μs, corespunzând unei cereri minime (64 de octeți) urmate de un răspuns minim (64 de octeți). În realitate, evitarea întârzierii suplimentare introduse de software și obținerea timpului RPC cât de cât apropiat de cel teoretic este o realizare considerabilă.

Similar, cea mai mare problemă în funcționarea la 1 Gbps constă în plasarea biților din tamponul utilizatorului pe fibră suficient de repede și în recepționarea acestor biți de către procesorul receptor la fel de repede cum sosesc. Pe scurt, dacă se dublează viteza procesorului, de regulă se poate ajunge până aproape de dublarea productivității. Dublarea capacității rețelei nu are de regulă nici un efect, deoarece gâtuirea se produce în general la calculatoarele gazdă.

Regula #2: Reducerea numărului de pachete pentru a reduce supraîncărcarea datorată programelor.

Prelucrarea unui TPDU adaugă o anumită supraîncărcare per TPDU (de exemplu prelucrarea antetului) și o anumită cantitate de prelucrare suplimentară per octet (de exemplu calculul sumei de control). Atunci când se trimit un milion de octeți, supraîncărcarea per octet este aceeași, indiferent dacă dimensiunea TPDU variază. Cu toate acestea, utilizarea de TPDU-uri de 128 octeți presupune de 32 de ori mai multă supraîncărcare per TPDU față de cazul a 4K octeți per TPDU. Această supraîncărcare crește cu rapiditate.

În plus față de supraîncărcarea TPDU-ului, trebuie considerată și supraîncărcarea datorată nivelurilor inferioare. Fiecare sosire a unui pachet generează o întrerupere. Pe un procesor cu bandă de asamblare modern, fiecare întrerupere fragmentează banda de asamblare a procesorului, interferă cu memoria tampon, presupune o schimbare de context în controlul memoriei și impune salvarea unui număr important din registrele procesorului. O divizare prin n a numărului de TPDU-uri trimise reduce în consecință numărul de întreruperi și supraîncărcarea pachetelor cu un factor de n.

Această observație justifică necesitatea colectării unei cantități importante de date înaintea transmisiei, în scopul reducerii numărului de întreruperi la celălalt capăt. Algoritmul Nagle și soluția Clark pentru sindromul ferestrei stupide reprezintă încercări de a face exact acest lucru.

Regula #3: Minimizarea numărului de comutări de context.

Comutările de context (de exemplu, din mod nucleu în mod utilizator) sunt catastrofale. Ele au aceleași proprietăți incomode ca și întreruperile, cea mai rea fiind o lungă serie de eșecuri la accesul inițial la memoria ascunsă. Comutările de context pot fi reduse dacă funcția de bibliotecă ce trimite date le stochează intern până la acumularea unei cantități semnificative. Similar, de partea receptorului, TPDU-urile de dimensiune mică recepționate ar trebui colectate și trimise utilizatorului dintr-un singur foc și nu individual, în scopul minimizării comutărilor de context.

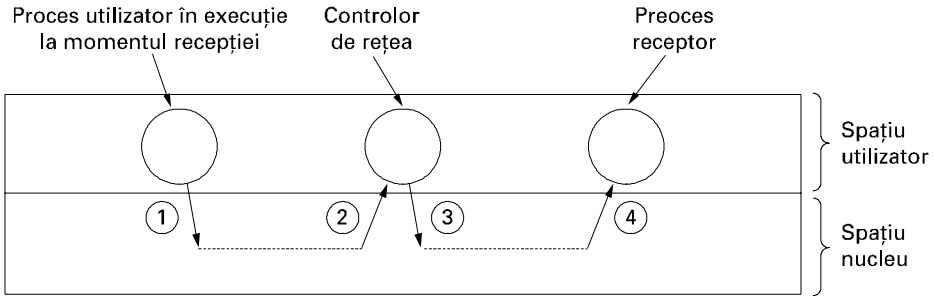


Fig. 6-43. Patru comutări de context pentru fiecare pachet, cu un controlor de rețea în spațiul utilizator.

În cel mai bun caz, sosirea unui pachet produce o comutare de context din modul utilizator curent în modul nucleu și apoi o comutare către procesul receptor, astfel încât acesta din urmă să preia informația nou sosită. Din nefericire, în multe sisteme de operare se petrec comutări de contexte suplimentare. De exemplu, dacă procesul controlor de rețea rulează ca un proces special în spațiul utilizator, sosirea unui pachet provoacă, probabil, o comutare de context de la utilizatorul curent către nucleu, apoi încă o comutare de la nucleu către controlorul de rețea, urmată de încă una înapoi către nucleu și în final din nucleu către procesul receptor. Această secvență este prezentată de fig. 6-43. Toate aceste comutări de contexte pentru fiecare pachet consumă mult din timpul procesorului și au un efect distrugător asupra performanțelor rețelei.

Regula #4: Minimizarea numărului de copieri.

Efectuarea unor copii multiple este și mai dăunătoare decât comutările multiple de contexte. Nu este nimic deosebit în faptul că un pachet proaspăt recepționat este copiat de trei sau patru ori înainte ca TPDU-ul conținut în el să fie livrat. După ce un pachet este recepționat de către echipamentul de rețea într-un tampon special cablat pe placă, el este copiat de obicei într-un tampon al nucleului. De aici el este copiat într-un tampon al nivelului rețea, apoi într-unul al nivelului transport și în final de către procesul aplicației receptoare.

Un sistem de operare inteligent va copia câte un cuvânt odată, dar nu este deloc neobișnuit să fie necesare cinci instrucțiuni per cuvânt (încărcare, memorare, incrementarea unui registru index, un test pentru marcajul de sfârșit al datelor și un salt condiționat). A face trei copii ale fiecărui pachet la cinci instrucțiuni copiate pe fiecare cuvânt de 32 de biți, necesită 15/4 sau aproximativ patru instrucțiuni per octet copiat. Pe un procesor de 500 MIPS, o instrucțiune durează 2 ns deci fiecare octet necesită 8 ns sau aproximativ 1 ns per bit, dând o rată de transfer de aproximativ 1 Gbps. Ținând cont și de prelucrarea antetului, tratarea întreruperilor și a comutărilor de contexte, se pot atinge 500 Mbps, aceasta fără a pune la socoteală prelucrarea efectivă a datelor. Evident, controlul unei linii Ethernet de 10 Gbps care funcționează la viteză maximă, nici nu intră în discuție.

De fapt, probabil că nici o linie de 500 Mbps nu poate fi manipulată la viteză maximă. În calculul anterior am presupus că o mașină cu 500 MIPS poate executa oricare 500 milioane de instrucțiuni pe secundă. De fapt, mașinile pot opera la această viteză doar dacă nu execută referiri la memorie. Operațiile cu memoria sunt, de cele mai multe ori, de zece ori mai lente decât instrucțiunile registru-registru (adică 20 ns / instrucțiune). Dacă 20 de procente din instrucțiuni chiar referă memoria (adică datele necesare nu se află în memoria tampon), ceea ce este de așteptat când este vorba despre pachetele care vin, timpul mediu de execuție este 5.6 ns (0.8x2+0.2x20). Cu patru instrucțiuni/octet,

avem nevoie de 22.4 ns / octet, sau 2.8 ns / bit, care înseamnă aproximativ 357 Mbps. Considerând un procent de 50 supraîncărcare obținem 178 Mbps. De notat că echipamentul suport nu ajută în acest caz. Problema este că sistemul de operare execută prea multe operații de copiere.

Regula #5: Oricând se poate cumpăra mai multă lărgime de bandă, dar niciodată o întârziere mai mică.

Următoarele trei reguli se ocupă de comunicație mai mult decât de prelucrarea protocolului. Prima regulă stabilește că, dacă se dorește o lățime de bandă mai mare, este suficient să o cumperi. Dacă se pune o a doua fibră alături de prima, se dublează lărgimea de bandă, dar nu se micșorează deloc întârzierile. Micșorarea întârzierilor presupune îmbunătățirea programului de protocol, a sistemului de operare sau a interfeței cu rețeaua. Chiar dacă toate acestea sunt îndeplinite, întârzierea nu se va reduce dacă gâtuirea constă în timpul de transmisie.

Regula #6: Evitarea congestiei este preferabilă eliminării congestiei.

Vechea maximă conform căreia o uncie de prevenire este mai bună decât o livră de însănătoșire este cu certitudine valabilă și în cazul congestiei rețelei. Atunci când o rețea este congestionată, se pierd pachete, lărgimea de bandă este irosită, apar întârzieri inutile și multe altele. Recuperarea din congestie ia timp și răbdare. Este de preferat să se procedeze de așa natură, încât congestia să nu apară. Evitarea congestiei este ca și vaccinarea împotriva tetanosului: doare puțin în momentul în care se face vaccinul, dar aceasta împiedică o durere mult mai mare mai târziu.

Regula #7: Evitarea întârzierilor.

În rețele sunt necesare contoare, dar ele ar trebui utilizate cu măsură și întârzierile ar trebui minimizate. Atunci când expiră un contor, se repetă de regulă o acțiune. Dacă este într-adevăr necesară repetarea acțiunii respective, atunci asta este, dar repetarea ei fără rost reprezintă o risipă.

Modalitatea de a evita un efort suplimentar constă în înțelegerea faptului că aceste contoare se cam situează de partea conservatoare a lucrurilor. Un contor căruia îi ia mult timp ca să expire adaugă o mică întârziere suplimentară în cazul (puțin probabil) în care un TPDU se pierde. Un contor care expiră atunci când nu ar trebui, consumă în mod nepermis din timpul procesor, irosește din lărgimea de bandă și adaugă o încărcare suplimentară în zeci de rutere, probabil fără nici un motiv serios.

6.6.4 Prelucrarea rapidă a TPDU-urilor

Morala poveștii anterioare este aceea că principalul obstacol către rețelele rapide îl constituie programul de protocol. În această secțiune, vom studia câteva modalități pentru a crește viteza acestui program. Pentru mai multe informații, pot fi citite (Clark și alții 1989; și Chase și alții, 2001).

Supraîncărcarea indusă de prelucrarea TPDU-urilor are două componente: supraîncărcare per TPDU și supraîncărcare per octet. Ambele trebuie să fie abordate. Cheia accelerării prelucrării TPDU-urilor constă în separarea cazului normal (transferul datelor într-un singur sens) și tratarea sa specială. Cu toate că este necesară o secvență de TPDU-uri speciale pentru a se intra într-o stare *STABILIT*, odată intrat în starea respectivă, prelucrarea TPDU-urilor decurge lin, până în clipa în care una din părți inițiază închiderea conexiunii.

Să începem examinarea părții emițătoare din starea *STABILIT*, atunci când există date de transmis. Pentru claritate, presupunem că entitatea transport este în nucleu, aceleași idei aplicându-se și în cazul în care este vorba de un proces în spațiul utilizator sau o bibliotecă în interiorul proce-

sului emițător. În fig. 6-44, pentru a executa SEND-ul, procesul emițător intră în mod nucleu prin acționarea unei capcane. Primul lucru pe care îl face entitatea transport este de a testa dacă nu cumva este vorba de cazul normal: starea este *STABILIT*, nici o parte nu încearcă să închidă conexiunea, un TPDU normal (adică unul care nu e în afara limitelor) este în curs de a fi transmis și la receptor este disponibil un spațiu fereastră suficient. Dacă toate condițiile sunt îndeplinite, nici un test suplimentar nu mai este necesar și poate fi acaparată calea rapidă prin entitatea de transport emițătoare. De obicei, această cale este acaparată în majoritatea timpului.

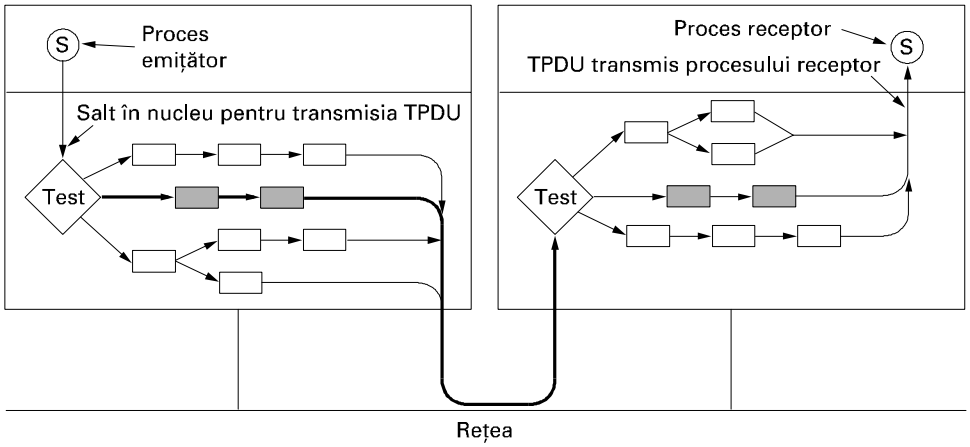


Fig. 6-44. Calea rapidă de la emițător la receptor este indicată printr-o linie groasă. Pașii de prelucrare ai acestei căi sunt reprezentați prin dreptunghiuri umbrite.

În cazul obișnuit, antetele mai multor date TPDU consecutive sunt în mare parte identice. Pentru a profita de acest lucru, în interiorul entității transport se memorează un antet prototip. La începutul căii rapide, el este copiat cât de repede posibil într-un tampon special, cuvânt cu cuvânt. Acele câmpuri care ulterior se modifică de la un TPDU la altul sunt suprascrise în tampon. În mod frecvent, aceste câmpuri sunt ușor de derivat din variabilele de stare, de exemplu următorul număr de secvență. Apoi este pasat nivelului rețea un indicator spre întregul antet TPDU, împreună cu un indicator spre informația utilizator. Și aici se poate urma aceeași strategie (caz neacoperit de fig. 6-44). În final, nivelul rețea furnizează pachetul rezultat nivelului legătură de date, în vederea transmisiei.

Pentru a exemplifica modul în care operează acest principiu în practică, să considerăm cazul TCP/IP-ului. Fig. 6-45(a) prezintă antetul TCP. Câmpurile hașurate sunt identice între două TPDU-uri consecutive, pe un flux într-un singur sens. Tot ce are de făcut entitatea transport este să copieze cele cinci cuvinte dintr-un antet prototip în tamponul care urmează să fie transmis, să completeze următorul număr de secvență (prin copierea lui dintr-un cuvânt din memorie), să calculeze suma de control și să incrementeze numărul de secvență din memorie. Entitatea poate înmâna apoi antetul, împreună cu datele aferente, unei proceduri IP speciale, în vederea transmisiei obișnuite a unui TPDU de dimensiune maximă. În continuare IP copiază cele cinci cuvinte ale antetului său prototip [vezi fig. 6-45(b)] în tampon, completează câmpul *Identificare* și calculează suma sa de control. Pachetul este acum gata pentru transmisie.

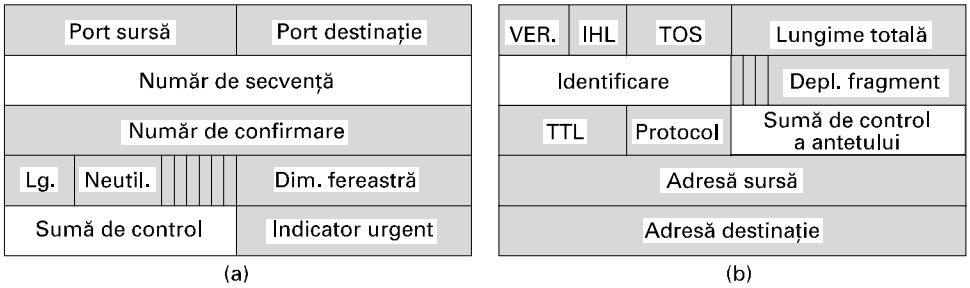


Fig. 6-45. (a) Antetul TCP. (b) Antetul IP. În ambele cazuri, câmpurile hașurate se obțin din prototip, fără nici o modificare.

Să aruncăm o privire asupra prelucrării pe calea rapidă în cazul receptorului din fig. 6-44. Pasul 1 constă în localizarea înregistrării de conexiune din TPDU-ul recepționat. În cazul TCP, înregistrarea de conexiune poate fi memorată într-o tabelă de dispersie pentru care cheia poate fi o funcție simplă aplicată celor două adrese IP și celor două porturi. Odată ce înregistrarea de conexiune a fost localizată, corectitudinea sa trebuie verificată prin compararea ambelor adrese și ambelor porturi.

O optimizare care accelerează și mai mult determinarea înregistrării de conexiune constă în menținerea unui indicator către ultima înregistrare utilizată, urmând ca aceasta să fie prima înregistrare testată. Clark ș.a. (1989) au aplicat această idee și au observat o rată de succes care depășește 90%. Alte euristici de căutare sunt descrise în (McKenney și Dove, 1992).

În continuare, TPDU-ul este verificat pentru a determina dacă este vorba de cazul normal: starea este *STABILIT*, niciuna din părți nu încearcă închiderea conexiunii, este un TPDU complet, nici un indicator special nu este poziționat și numărul de secvență este cel așteptat. Aceste teste înseamnă doar câteva instrucțiuni. Dacă toate condițiile sunt îndeplinite, este invocată o procedură TCP pentru cale rapidă.

Calea rapidă actualizează înregistrarea de conexiune și copiază informația către utilizator. Totodată, suma de control este calculată chiar pe parcursul copierii, eliminând astfel trecerile suplimentare pe secvența de date. Dacă suma de control este corectă, înregistrarea de conexiune este actualizată și se trimite o confirmare. Schema generală care constă într-un control rapid la început, pentru a vedea dacă antetul este cel așteptat, precum și în existența unei proceduri speciale care tratează cazul respectiv, se numește **predicția antetului**. Schema este utilizată în multe din implementările TCP. Atunci când această optimizare este utilizată împreună cu celelalte optimizări discutate în acest capitol, este posibil ca TCP-ul să atingă la execuție 90% din viteza de copiere locală memorie - memorie, presupunând că mediul de comunicație este suficient de rapid.

Alte două domenii unde se pot obține câștiguri importante în performanțe sunt controlul tampoanelor și al contoarelor de timp. În controlul tampoanelor, ideea constă în evitarea copierilor inutile, așa cum s-a menționat anterior. Controlul contoarelor de timp este important, deoarece aproape nici un contor nu expiră de fapt. Acestea sunt poziționate astfel, încât să ne păzească împotriva pierderii de TPDU-uri, dar majoritatea TPDU-urilor, ca și confirmările lor, de altfel, ajung corect la destinație. Este deci important să se optimizeze controlul contoarelor de timp pentru cazul în care acestea expiră rar.

O schemă uzuală constă în utilizarea unei liste îmbunătățite a evenimentelor generate de contoare, sortate în funcție de momentul expirării acestora. Intrarea din capătul acestei liste conține un contor care indică depărtarea în impulsuri de ceas față de momentul expirării. Fiecare din intrările

care urmează indică printr-un contor depărtarea în impulsuri de ceas față de intrarea precedentă. Astfel, pentru evenimente care expiră în 3, 10 și respectiv 12 impulsuri, cele trei contoare sunt 3, 7 și, respectiv, 2.

La fiecare impuls de ceas, contorul din capătul listei este decrementat. Atunci când contorul atinge valoarea 0, se prelucrează evenimentul asociat lui și următorul element din listă devine capătul listei. Contorul acestuia nu trebuie să fie modificat. Prin această schemă, inserarea și ștergerea evenimentelor sunt operații costisitoare, cu un timp de execuție proporțional cu lungimea listei.

Dacă intervalul maxim de expirare al contorului este limitat și cunoscut în avans, poate fi utilizată o abordare mai eficientă. În acest caz, poate fi utilizat un vector numit **roata timpului**, ca în fig. 6-46. Fiecare poziție corespunde unui impuls de ceas. Ceasul curent reprezentat este $T = 4$. Contoarele sunt planificate să expire la 3, 10 și 12 impulsuri față de acest moment. Dacă un contor nou este brusc poziționat să expire peste 7 impulsuri, se creează pur și simplu o intrare în poziția 11. Similar, în cazul în care contorul planificat să expire la $T + 10$ trebuie să fie anulat, trebuie parcursă lista care începe pe poziția 14 și intrarea cerută trebuie ștearsă. Să observăm că vectorul din fig. 6-46 nu poate suporta contoare care expiră după $T + 15$.

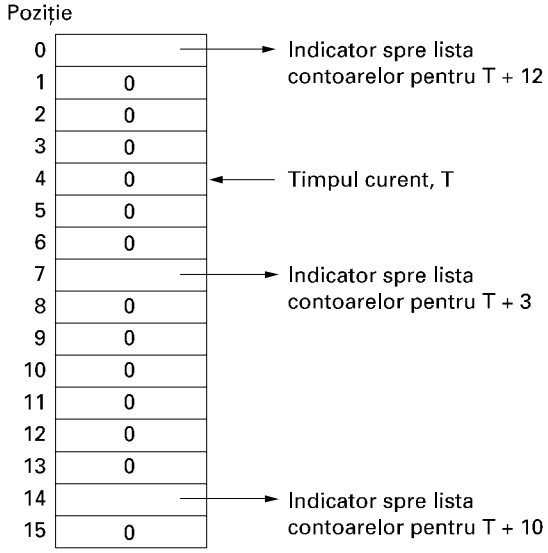


Fig. 6-46. O roată a timpului.

Cu fiecare impuls de ceas indicatorul de timp curent este avansat cu o poziție (circular). Dacă intrarea indicată este nenulă, sunt prelucrate toate contoarele asociate ei. Mai multe variațiuni pe această temă sunt discutate în (Varghese și Lauck, 1987).

6.6.5 Protocoale pentru rețele gigabit

La începutul anilor '90 au început să apară rețele gigabit. Prima reacția a oamenilor a fost să utilizeze pentru ele vechile protocoale, lucru care a pus în scurt timp diferite probleme. Vom discuta în această secțiune câteva din aceste probleme, precum și direcțiile urmate de noile protocoale pentru a le soluționa, pe măsură ce evoluăm către rețele tot mai rapide.

Prima problemă este că multe protocoale utilizează secvențe de numere de 32 de biți. Când a apărut Internetul, liniile între rutere erau mai ales linii închiriate de 56 Kbps, astfel că unui calculator gazdă care mergea la viteză maximă îi trebuia mai mult de o săptămână să treacă prin toate numerele de secvență. Pentru proiectanții de TCP, 2^{32} a fost o aproximație destul de decentă a infinitului, pentru că era mic pericolul ca pachete vechi să mai fie prin preajmă la o săptămână după ce au fost transmise. Cu o linie Ethernet de 10 Mbps, timpul de parcurgere a numerelor de secvență a devenit de 57 de minute, mult mai mic, dar încă administrabil. Cu o linie Ethernet de 1 Gbps transmițând date prin Internet, timpul de parcurgere este de aproximativ 34 secunde, mult sub timpul maxim de viață al unui pachet în Internet, de 120 de secunde. Dintr-o dată, 2^{32} nu mai este o aproximare atât de bună a infinitului, din moment ce un transmițător poate cicla prin spațiul de secvență, în timp ce pachetele vechi există încă. RFC 1323 oferă totuși o fereastră de ieșire.

Problema este că mulți proiectanți de protocoale au plecat de la presupunerea că timpul necesar consumării spațiului numerelor de secvență depășește cu mult timpul maxim de viață al unui pachet. În consecință, nu era nici măcar nevoie să își facă griji că duplicate vechi pot să existe încă undeva atunci când numerele de secvență au revenit la vechile valori. La viteze gigabit această presupunere cade.

O a doua problemă este aceea că viteza de comunicație a crescut mult mai repede decât viteza de prelucrare. (Notă pentru inginerii de calculatoare: Ieșiți în stradă și bateți-i pe inginerii de comunicații! Ne bazăm pe voi.) În anii '70, ARPANET-ul opera la 56 Kbps și avea calculatoare care funcționau la aproape 1 MIPS. Pachetele erau de 1008 biți și astfel ARPANET-ul putea livra aproximativ 56 pachete/sec. Având disponibile 18 ms pentru fiecare pachet, o mașină gazdă putea să-și permită să irosească 18000 instrucțiuni pentru prelucrarea unui pachet. Desigur, dacă ar fi făcut astfel, ar fi asfixiat complet procesorul, dar putea renunța la doar 9000 instrucțiuni per pachet și tot i-ar mai fi rămas jumătate din puterea procesorului pentru celelalte prelucrări.

Să comparăm aceste numere cu calculatoarele moderne de 1000 MIPS care interschimbă pachete de 1500 de octeți pe o linie gigabit. Pachetele pot curge cu o viteză de peste 80000 pe secundă, astfel încât, dacă vrem să rezervăm jumătate din puterea procesorului pentru aplicații, prelucrarea unui pachet trebuie să se încheie în 6,25 μsec. În 6,25 μsec, un calculator de 1000 MIPS poate executa doar 6250 instrucțiuni, doar 1/3 din ceea ce își putea permite un calculator gazdă ARPANET. Mai mult decât atât, instrucțiunile RISC moderne fac mai puține lucruri per instrucțiune decât o făceau vechile instrucțiuni CISC, deci problema este chiar mai gravă decât pare. În concluzie: există mult mai puțin timp pentru prelucrarea efectuată de protocol decât exista altădată, deci protocoalele trebuie să devină mai simple.

O a treia problemă este aceea că protocolul cu întoarcere în *n* pași are performanțe slabe pe linii cu un produs lărgime de bandă-întârziere de valoare mare. Să considerăm de exemplu o linie de 4000 km operând la 1 Gbps. Timpul de transmisie dus-întors este de 40 ms, timp în care un emițător poate transmite 5 megaocteți. Dacă se detectează o eroare, atunci vor fi necesare 40 ms înainte ca emițătorul să fie avertizat de acest lucru. Dacă este utilizat algoritmul cu întoarcere în *n* pași, emițătorul nu va avea de retransmis doar pachetul eronat, ci și toți cei 5 megaocteți care au urmat după el. În mod clar, are loc o risipă mare de resurse.

O a patra problemă este aceea că liniile gigabit sunt fundamental diferite de liniile megabit, liniile gigabit de lungime mare fiind limitate de întârziere mai degrabă decât de lărgimea de bandă. În fig. 6-47 arătăm timpul necesar transferului unui fișier de un megabit la 4000 km distanță pentru diferite viteze de transfer. La o viteză de până la 1 Mbps, timpul de transmisie este dominat de viteza la care pot fi transferați biții. La 1 Gbps, întârzierea de 40 ms a circuitului dus-întors domină acea

milisecundă necesară pentru a pune bitul pe fir. Creșteri suplimentare ale lărgimii de bandă aproape că rămân fără efect.

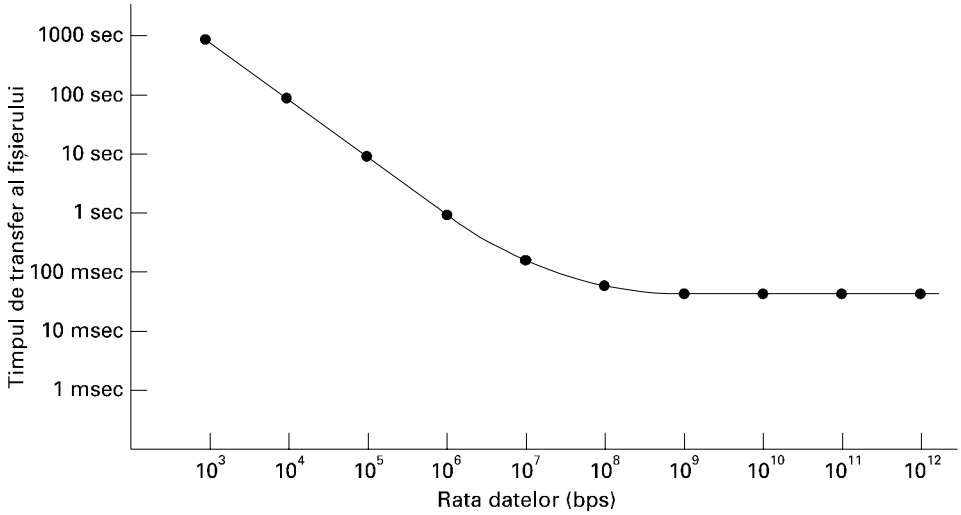


Fig. 6-47. Timpul necesar transferului și confirmării unui fișier de un megabit pe o linie de 4000 km.

Fig. 6-47 are implicații nedorite pentru protocoalele de rețea. Ea arată că protocoalele pas-cu-pas (stop-and-wait), precum RPC, au o limită superioară inerentă de performanță. Această limită este dictată de viteza luminii. Oricât de mare ar fi progresul tehnologic în optică, nu se poate obține nici o îmbunătățire (deși noi legi ale fizicii ar fi folositoare).

O a cincea problemă care merită menționată nu este o problemă de protocol sau o problemă tehnologică, ci un rezultat al noilor aplicații. Enunțată doar, ea spune că pentru multe aplicații gigabit, precum multimedia, varianța sosirii pachetelor în timp este la fel de importantă ca însăși media întârzierilor. De cele mai multe ori este de preferat o viteză de livrare redusă, dar uniformă uneia rapide, dar fluctuante.

Să revenim acum de la identificarea problemelor la modalitățile lor de rezolvare. Vom face, pentru început, câteva remarci generale, apoi vom analiza mecanismele de protocol, aspectul pachetelor și programele de protocol.

Principiul de bază pe care toți proiectanții de rețele gigabit ar trebui să-l învețe pe de rost este:

Proiectați astfel încât să optimizați viteza, nu lățimea de bandă.

Protocoalele vechi au fost de regulă proiectate pentru a minimiza numărul de biți de pe fir, prin utilizarea frecventă a câmpurilor de dimensiuni mici și prin împachetarea lor în octeți și cuvinte. În zilele noastre, există suficient de multă lățime de bandă. Problema o reprezintă prelucrările efectuate de protocoale, deci acestea trebuie reduse la minim. Clar că proiectanții procesorului IPv6 au înțeles acest principiu.

O modalitate tentantă pentru accelerarea lucrurilor este de a construi interfețe rapide cu rețeaua sub formă de echipamente fizice. Dificultatea acestei strategii constă în aceea că, în lipsa unui protocol extrem de simplu, un nou echipament înseamnă conectarea unei noi plăci, cu un al doilea

procesor și cu propriul program. Pentru a asigura faptul că un co-procesor de rețea este mai ieftin decât procesorul principal, el este de regulă o componentă mai lentă. Consecința acestei soluții este că mult timp, procesorul principal (rapid) este inactiv, așteptând ca al doilea procesor (cel lent) să facă toată munca critică. Este un mit acela că procesorul principal ar avea altceva de făcut în acest timp. Mai mult decât atât, atunci când comunică două procesoare independente, pot apărea condiții de cursă, fiind deci necesare protocoale complexe, pentru sincronizarea lor corectă. În general, cea mai bună abordare este de a concepe protocoalele cât mai simplu și de a lăsa procesorul principal să facă toată treaba.

Să studiem acum noțiunea de reacție în protocoalele de mare viteză. Datorită buclei de întârziere (relativ) lungă, reacția ar trebui evitată: receptorului îi ia prea mult timp pentru a anunța emițătorul. Un exemplu de reacție este controlul vitezei de transfer prin utilizarea unui protocol cu fereastră glisantă. Pentru a evita întârzierile (îndelungate) inerente atunci când receptorul trimite emițătorului actualizările de fereastră, cel mai bine este să se utilizeze o rată de transfer dictată de protocol. Într-un astfel de protocol, emițătorul poate trimite tot ceea ce dorește el să trimită, cu condiția să nu o facă mai repede decât s-a convenit inițial cu receptorul.

Un al doilea exemplu de reacție este algoritmul startului lent al lui Jacobson. Acest algoritm face interogări multiple pentru a determina cât de mult poate suporta rețeaua. În rețelele de mare viteză utilizarea a jumătate de duzină de interogări scurte pentru testarea răspunsul rețelei conduce la irosirea unei părți imense din lățimea de bandă. O schemă mai eficientă este ca emițătorul, receptorul și rețeaua să rezerve resursele necesare în momentul stabilirii conexiunii. Rezervarea în avans a resurselor are de asemenea avantajul diminuării fluctuațiilor. Pe scurt, migrarea spre viteze mari împinge inexorabil proiectarea spre operații orientate pe conexiuni sau spre ceva foarte apropiat de acestea. Desigur, dacă lărgimea de bandă nu va mai fi o problemă în viitor încât nimănui să nu-i mai pese de pierderi, regulile de proiectare vor deveni foarte diferite.

În rețelele gigabit, o importanță deosebită trebuie acordată organizării pachetelor. Antetul ar trebui să conțină cât mai puține câmpuri cu putință pentru a reduce timpul de prelucrare, iar aceste câmpuri ar trebui să fie suficient de mari pentru a-și îndeplini scopul și pentru a fi aliniate la cuvânt, fiind astfel mai ușor de prelucrat. În acest context, „suficient de mari” înseamnă eliminarea problemelor precum revenirea numerelor de secvență la valori vechi cât timp există încă pachete vechi, incapacitatea receptorilor de a oferi suficient spațiu de fereastră datorită unei dimensiuni prea mici a câmpului fereastră ș.a.m.d.

Antetul și informația ar trebui să fie prevăzute cu sume de control separate, din două motive. În primul rând, pentru a face posibilă calcularea sumei de control a antetului, dar nu și a datelor. În al doilea rând, pentru a determina corectitudinea antetului înaintea începerii copierii datelor în spațiul utilizator. Este de dorit să se calculeze suma de control a datelor la momentul copierii lor în spațiul utilizator, dar dacă antetul este incorect, copierea poate să se facă în spațiul unui alt proces. Pentru a evita o copiere incorectă, dar pentru a permite și calculul sumei de control a datelor în timpul copierii, este esențial ca cele două sume de control să fie separate.

Dimensiunea maximă a datelor ar trebui să fie mare pentru a permite operații eficiente chiar și în situația transferului la distanțe mari. De asemenea, cu cât este mai mare blocul de informație, cu atât este mai mică fracțiunea din totalitatea lățimii de bandă alocată antetului. 1500 de octeți este prea puțin.

O altă caracteristică importantă este posibilitatea de a trimite o cantitate rezonabilă de informație o dată cu cererea de conexiune. În acest fel se poate salva un timp de comunicație dus-întors.

În sfârșit, sunt utile câteva cuvinte despre programul de protocol. Cea mai mare atenție trebuie acordată cazului de succes. Multe din protocoalele vechi aveau tendința de a evidenția ce este de făcut atunci când ceva nu mergea cum trebuie (de exemplu pierderea unui pachet). Pentru a face protocoalele să meargă mai repede, proiectanții ar trebui să aibă ca scop minimizarea timpului de prelucrare atunci când totul funcționează corect. Minimizarea timpului de prelucrare în caz de eroare trebuie să treacă pe planul doi.

Un al doilea aspect legat de programe este minimizarea timpului de copiere. Așa cum am văzut mai devreme, copierea datelor introduce în general un cost suplimentar. Ideal ar fi ca echipamentul fizic să depoziteze în memorie fiecare pachet recepționat ca un bloc contiguu de date. Programul ar trebui apoi să copieze acest pachet în tamponul utilizator printr-o singură copiere de bloc. În funcție de modul de lucru al memoriei tampon, ar fi de dorit chiar să se evite copierea în buclă. Cu alte cuvinte, cel mai rapid mod de a copia 1024 de cuvinte este de a avea 1024 de instrucțiuni MOVE una după cealaltă (sau 1024 de perechi încărcare-memorare). Rutina de copiere este critică într-o asemenea măsură, încât, dacă nu există altă modalitate de a păcăli compilatorul ca să producă cu precizie codul optimal, ea ar trebui scrisă de mână, cu multă atenție, direct în cod de asamblare.

6.7 REZUMAT

Nivelul transport reprezintă cheia pentru înțelegerea protocoalelor organizate pe niveluri. El furnizează diferite servicii, cel mai important dintre acestea fiind fluxul de octeți capăt-la-capăt de la emițător la receptor, fiabil și orientat pe conexiuni. El este accesat prin primitive de serviciu care permit stabilirea, utilizarea și eliberarea conexiunilor. O interfață de nivel de transport obișnuită este cea oferită de soclurile Berkeley.

Protocoalele de transport trebuie să fie capabile să controleze conexiunea în rețele nefiabile. Stabilirea conexiunii este complicată de existența pachetelor duplicate întârziate, care pot apărea la momente inoportune. Pentru a le face față, stabilirea conexiunii trebuie făcută prin intermediul protocoalelor cu înțelegere în trei pași. Eliberarea unei conexiuni este mai simplă decât stabilirea sa, dar este încă departe de a fi banală datorită problemei celor două armate.

Chiar și în cazul unui nivel rețea complet fiabil, nivelul transport are suficient de mult de lucru. El trebuie să controleze toate primitivele de serviciu, toate conexiunile și contoarele de timp și trebuie să aloce și să utilizeze credite.

Internetul are două protocoale de transport principale: UDP și TCP. UDP este un protocol neorientat pe conexiune care este în principal un ambalaj pentru pachetele IP, cu caracteristicile suplimentare de multiplexare și demultiplexare a proceselor multiple folosind o singura adresa de IP. UDP poate fi folosit pentru interacțiunile client-server, de exemplu, utilizând RPC. De asemenea poate fi folosit pentru construirea protocoalelor în timp real cum ar fi RTP.

Principalul protocol de transport în Internet este TCP. El oferă un flux sigur, bidirecțional de octeți. El utilizează un antet de 20 de octeți pentru toate segmentele. Segmentele pot fi fragmentate de rutere în cadrul Internet-ului, deci calculatoarele gazdă trebuie să fie pregătite să le reasambleze. S-a depus un mare efort pentru optimizarea performanțelor TCP-ului, utilizând algoritmii propuși de Nagle, Clark, Jacobson, Karn și alții. Legăturile fără fir adaugă o varietate de complicații TCP-ului.

TCP Tranzacțional este o extensie a TCP-ului care se ocupă de interacțiunile client-server cu un număr redus de pachete.

Performanțele rețelei sunt dominate în mod tipic de protocol și de costul suplimentar datorat tratării TPDU-urilor, situație care se înrăutățește la viteze mari. Protocoalele ar trebui proiectate astfel, încât să minimizeze numărul de TPDU-uri, copierile lor repetate și comutările de context. Pentru rețelele gigabit sunt de dorit protocoale simple.

6.8 PROBLEME

1. În exemplele noastre de primitive de transport din fig. 6-2, LISTEN este un apel blocant. Este acest lucru strict necesar? Dacă nu, explicați cum ar putea fi utilizată o primitivă neblocantă. Ce avantaje ar avea aceasta pentru schema descrisă în text?

2. În modelul pe care se bazează fig. 6-4 se presupune că pachetele pot fi pierdute de către nivelul rețea și trebuie deci să fie confirmate individual. Să presupunem că nivelul rețea este 100% fiabil și nu pierde pachete niciodată. Ce modificări sunt necesare (dacă sunt necesare) în fig. 6-4?

3. În ambele părți ale fig. 6-6 este un comentariu conform căruia valoarea SERVER_PORT trebuie să fie aceeași și în client și în server. De ce este acest lucru atât de important?

4. Să presupunem că pentru generarea numerelor de secvență inițiale se utilizează o schemă dirijată de ceas cu un contor de timp de 15 biți. Ceasul generează un impuls la fiecare 100 ms și durata de viață maximă a unui pachet este de 60 sec. Cât de des este necesar să aibă loc o resincronizare
a) în cel mai rău caz?
b) atunci când se consumă 240 de numere de secvență pe secundă?

5. De ce este necesar ca timpul maxim de viață al unui pachet, *T*, să fie suficient de mare pentru a acoperi nu numai dispariția pachetului, dar și a confirmării?

6. Să ne imaginăm că pentru stabilirea unei conexiuni se utilizează un protocol cu înțelegere în doi pași și nu unul cu înțelegere în trei pași. Cu alte cuvinte, al treilea mesaj nu mai este necesar. Sunt posibile interblocări în această situație? Dați un exemplu sau arătați că nu există nici o interblocare.

7. Imaginați o problemă generalizată a celor *n* armate, în care acordul dintre oricare două armate este suficient pentru victorie. Există un protocol care îi permite albastrului să câștige?

8. Să considerăm problema recuperării după defectarea unei mașini gazdă (adică fig. 6-18). Dacă intervalul dintre scrierea și trimiterea unei confirmări, sau vice-versa, poate fi făcut relativ scurt, care sunt cele mai bune strategii emițător-receptor pentru minimizarea șansei de defectare a protocolului?

9. Sunt posibile interblocările pentru entitățile transport descrise în text (fig. 6-20)?

10. Din pură curiozitate, programatorul entității transport din fig. 6-20 a decis să pună contoare în interiorul procedurii *sleep*, pentru a colecta astfel statistici despre vectorul *conn*. Între acestea se află și numerele de conexiuni din fiecare dintre cele șapte stări posibile Σn_i (i=1,…, 7). După scrierea unui program FORTRAN serios pentru a analiza datele, programatorul nostru descoperă că relația Σn_i = *MAX_CONN* pare să fie totdeauna adevărată. Există și alți invarianți care să implice doar aceste șapte variabile?

11. Ce se întâmplă dacă utilizatorul entității transport din fig. 6-20 trimite un mesaj de lungime 0? Discutați semnificația răspunsului.

12. Pentru fiecare eveniment care poate apărea în entitatea transport din fig. 6-20, spuneți dacă este sau nu ca utilizatorul să doarmă (eng.: sleep) în starea *transmisie*.

13. Discutați avantajele și dezavantajele creditelor față de protocoalele cu fereastră glisantă.

14. De ce există UDP? Nu ar fi fost suficient ca procesul utilizator să fie lăsat să trimită pachete bloc IP?

15. Se consideră un protocol simplu la nivelul aplicației, construit pe UDP, care permite unui client să recupereze un fișier de la un server la distanță aflat la o adresă bine cunoscută. Clientul trimite mai întâi o cerere cu numele fișierului, iar serverul răspunde cu o secvență de pachete de date conținând diferite părți din fișierul cerut. Pentru a asigura fiabilitate și livrare secvențială, clientul și serverul folosesc un protocol pas-cu-pas. Ignorând problema evidentă a performanței, vedeți vreo problemă la acest protocol? Gândiți-vă atent la posibilitatea terminării bruște a proceselor.

16. Un client trimite cereri de 128 de octeți către un server localizat la 100 km depărtare, printr-un cablu optic de 1 gigabit. Care este eficiența liniei în timpul apelului de procedură la distanță?

17. Să considerăm din nou situația din problema precedentă. Calculați timpul minim posibil de răspuns atât pentru linia de 1 Gbps anterioară cât și pentru o linie de 1 Mbps. Ce concluzie puteți trage?

18. Atât UDP, cât și TCP, folosesc numere de port pentru a identifica entitatea destinație când livrează mesaje. Dați două motive pentru care aceste protocoale au inventat un nou ID abstract (numere de port), în loc să folosească ID-uri de procese, care existau deja când aceste protocoale au fost proiectate.

19. Care este dimensiunea totală a MTU TCP, incluzând supraîncărcarea TCP-ului și IP-ului dar neincluzând supraîncărcarea nivelului legătură de date?

20. Fragmentarea și reasamblarea datagramelor sunt controlate de IP și sunt invizibile TCP-ului. Înseamnă acest lucru că TCP-ul nu trebuie să-și facă griji pentru datele care sosesc în ordine eronată?

21. RTP este utilizat pentru a transmite date audio de calitatea CD-ului, ceea ce înseamnă o pereche de eșantioane pe 16 biți de 44.100 de ori pe secundă, un eșantion pentru fiecare dintre canalele stereo. Câte pachete pe secundă trebuie să transmită RTP?

22. Ar fi posibil să fie plasat cod RTP în nucleul sistemului de operare, alături de cod UDP? Explicați răspunsul.

23. Un proces de pe mașina 1 a fost asociat portului *p* și un proces de pe mașina 2 a fost asociat portului *q*. Este posibil ca între cele două porturi să fie deschise mai multe conexiuni TCP în același timp?

24. În fig. 6-29 am văzut că alături de câmpul *Acknowledgement* de 32 de biți, este un bit *ACK* în al patrulea cuvânt. Acesta adaugă cu adevărat ceva? De ce da, sau de ce nu?

25. Informația utilă maximă dintr-un segment TCP este de 65495 octeți. De ce a fost ales un număr atât de straniu?

26. Descrieți două moduri de a ajunge în starea *SYN RCVD* din fig. 6-28.

27. Prezentați un dezavantaj potențial al algoritmului Nagle atunci când este utilizat într-o rețea puternic congestionată.

28. Să considerăm efectul utilizării startului lent pe o linie cu timpul circuitului dus-întors de 10 ms și fără congestie. Fereastra receptorului este de 24 Kocteți și dimensiunea maximă a segmentului este de 2 Kocteți. Cât timp trebuie să treacă înainte ca prima fereastră completă să poată fi trimisă?

29. Să presupunem că fereastra de congestie TCP este de 18 Kocteți și apare o depășire de timp. Cât de mare va fi fereastra dacă următoarele patru rafale de transmisie reușesc? Se presupune că dimensiunea maximă a segmentului este de 1 Koctet.

30. Dacă timpul circuitului TCP dus-întors, RTT, este la un moment dat 30 ms și următoarele confirmări sosesc după 26, 32 și, respectiv, 24 ms, care este noul RTT estimat folosind algoritmul Jacobson? Utilizați α=0.9.

31. O mașină TCP trimite cadre de 65535 octeți pe un canal de 1 Gbps pentru care întârzierea pe un singur sens este de 10 ms. Care este productivitatea maximă care poate fi atinsă? Care este eficiența liniei?

32. Care este cea mai mare viteză a liniei la care o mașină gazdă poate transmite pachete TCP de 1500 octeți cu un timp de viață care poate fi de maxim 120 sec fără ca numărul de secvență să se repete? Luați în considerare supraîncărcarea de la TCP, IP și Ethernet. Presupuneți că se pot transmite continuu cadrele Ethernet.

33. Într-o rețea care are dimensiunea maximă a TPDU-urilor de 128 octeți, timpul maxim de viață al unui TPDU de 30 sec și numărul de secvență de 8 biți, care este rata maximă de date per conexiune?

34. Să presupunem că măsurați timpul necesar recepționării unui TPDU. Atunci când apare o întrerupere, se citește timpul sistem în milisecunde. Când TPDU-ul este complet prelucrat, se citește din nou timpul sistem. S-au înregistrat 0 ms de 270000 de ori și 1 de 730000 de ori. Care este timpul de recepție al unui TPDU?

35. Un procesor execută instrucțiuni la o viteză de 1000 MIPS. Informația poate fi copiată câte 64 de biți odată, fiecare copiere a unui cuvânt costând zece instrucțiuni. Dacă un pachet recepționat trebuie să fie copiat de patru ori, poate sistemul să facă față unei linii de 1 Gbps? Pentru a simplifica, presupunem că toate instrucțiunile, inclusiv acelea de citire/scriere din memorie, rulează la viteza maximă de 1000 MIPS.

36. Pentru a evita problema revenirii numerelor de secvență la valori inițiale în timp ce există încă pachete vechi, s-ar putea utiliza numere de secvență pe 64 de biți. Cu toate acestea, teoretic, un cablu optic poate opera la 75 Tbps. Care este durata maximă de viață pe care trebuie să o aibă un pachet pentru ca viitoarele rețele de 75 Tbps să nu se lovească de aceeași problemă a revenirii numerelor de secvență chiar și în cazul reprezentării lor pe 64 biți? Presupuneți, ca și TCP-ul, că fiecare octet are propriul său număr de secvență.

37. Dați un avantaj al RPC pe UDP față de TCP tranzacțional. Dați un avantaj al T/TCP față de RPC.

38. În fig. 6-40(a), vedem că sunt necesare 9 pachete pentru a realiza RPC-ul. Există situații în care sunt necesare exact 10 pachete?

39. În secțiunea 6.6.5 am calculat că o linie gigabit livrează unei mașini gazdă 80000 de pachete pe secundă, permițându-i doar 6250 de instrucțiuni pentru a prelucra un pachet și lăsând doar jumătate din capacitatea procesorului pentru aplicații. Acest calcul presupune un pachet de 1500 octeți. Refaceți calculul pentru pachetele ARPANET de dimensiune de 128 octeți. În ambele cazuri, presupuneți că dimensiunile pachetelor date includ toate supraîncărcările.

40. Pentru o rețea care operează la 1 Gbps pe o distanță de 4000 km, factorul limitator nu este dat de lărgimea de bandă, ci de întârziere. Considerăm un MAN cu sursa și destinația situate în medie la 20 km una de cealaltă. La ce viteză de date întârzierea circuitului dus-întors datorată vitezei luminii egalează întârzierea de transmisie pentru un pachet de 1 Koctet?

41. Calculați produsul dintre întârziere și lățimea de bandă pentru următoarele rețele: (1) T1 (1,5 Mbps), (2) Ethernet (10 Mbps), (3) T3 (45 Mbps) și (4) STS-3 (155 Mbps). Presupuneți RTT de 100 ms. Amintiți-vă ca antetul TCP-lui are 16 biți rezervați pentru Dimensiunea Ferestrei. Care sunt implicațiile din punctul de vedere al calculelor voastre?

42. Care este produsul dintre întârziere și lățimea de bandă pentru un canal de 50 Mbps pe un satelit geostaționar? Dacă pachetele sunt toate de 1500 de octeți (incluzând supraîncărcarea), cât de mare ar trebui să fie fereastra în pachete?

43. Serverul de fișiere din fig. 6-6 este departe de a fi perfect și i-ar fi folositoare câteva îmbunătățiri. Faceți următoarele modificări:
a) Dați clientului un al treilea argument care specifică un interval de octeți.
b) Adăugați un flag –w de client care permite fișierului să fie scris pe server.

44. Modificați programul din fig. 6-20 pentru a asigura revenirea din erori. Adăugați un nou tip de pachet, *reset*, care poate ajunge doar după ce conexiunea a fost deschisă de ambele părți și n-a fost închisă de niciuna. Acest eveniment, care are loc simultan la ambele capete ale conexiunii, indică faptul că orice pachet care era în tranzit a fost sau distrus, sau livrat, în orice caz el nemaiaflându-se în subrețea.

45. Scrieți un program care simulează controlul tampoanelor într-o entitate transport, utilizând un flux de control cu fereastră glisantă și nu un control al fluxului cu credite, ca în fig. 6-20. Lăsați procesele de pe nivelul superior să deschidă conexiuni, să trimită date și să închidă conexiuni în mod aleatoriu. Pentru a păstra programul cât mai simplu, faceți ca toată informația să călătorească doar de la mașina A la mașina B și deloc în sens invers. Experimentați cu diferite strategii de alocare a tampoanelor la nivelul mașinii B, ca, de exemplu, tampoane dedicate unei anume conexiuni față de tampoane preluate dintr-un depozit comun și măsurați productivitatea totală atinsă în ambele cazuri.

46. Proiectați și implementați un sistem de discuții care permite mai multor grupuri de utilizatori să discute. Coordonatorul discuțiilor se află la o adresă de rețea bine cunoscută, folosește UDP pentru comunicarea cu clienții de discuții, setează serverele de discuții pentru fiecare sesiune de discuții, și menține un director de sesiuni de discuții. Este un server de discuții pentru fiecare sesiune de discuții. Un server de discuții folosește TCP pentru comunicație cu clienți. Un client de discuții permite utilizatorilor să pornească, să intre sau să iasă dintr-o sesiune de discuții. Proiectați și implementați codul pentru coordonator, server și client.

7

NIVELUL APLICAȚIE

După ce am epuizat toate preliminariile putem aborda nivelul unde pot fi găsite toate aplicațiile. Nivelurile de sub nivelul aplicație servesc la asigurarea unui transport sigur, dar nu îndeplinesc nici o funcție concretă pentru utilizatori. În acest capitol vom studia câteva aplicații reale.

Totuși, chiar și la nivelul aplicație, apare necesitatea unor protocoale-suport care să permită funcționarea aplicațiilor reale. Înainte de a începe studiul aplicațiilor, ne vom ocupa de unul dintre acestea. Subiectul în discuție este DNS, care se ocupă de convențiile de nume în Internet. După aceea vom examina trei aplicații reale: poșta electronică, World Wide Web (rom.: rețea de întindere planetară) și, în final, multimedia.

7.1 DNS - SISTEMUL NUMELOR DE DOMENII

Cu toate că teoretic programele ar putea să se refere la sistemele gazdă, la cutiile poștale și la alte resurse prin adresa lor de rețea (de exemplu prin adresa IP), aceste adrese sunt greu de memorat de către oameni. De asemenea, în trimiterea de poștă electronică la *tana@128.111.24.41* ar însemna că dacă furnizorul de servicii Internet sau organizația Tanei mută serverul de poștă pe o mașină diferită, cu o adresă IP diferită, adresa ei de e-mail se va schimba. De aceea au fost introduse nume ASCII pentru a separa numele mașinilor de adresele mașinilor. În acest fel, adresa Tanei ar putea fi ceva de genul *tana@art.ucsb.edu*. Cu toate acestea, rețeaua înțelege numai adrese numerice, deci este necesar un mecanism care să convertească șirurile ASCII în adrese de rețea. În secțiunile următoare se va studia cum este realizată această conversie în Internet.

Încă de la ARPANET exista un fișier *host.txt* care cuprindea toate sistemele gazdă și adresele lor IP. În fiecare noapte, toate gazdele îl preluau de la situl unde era păstrat. Pentru o rețea formată din câteva sute de mașini mari, cu divizarea timpului, această abordare era destul de rezonabilă.

Totuși, atunci când la rețea au fost conectate mii de stații de lucru, toți și-au dat seama că această abordare nu putea să funcționeze la nesfârșit. În primul rând dimensiunea fișierului ar deveni prea mare. Cu toate acestea și chiar mai important, conflictele de nume de sisteme gazdă ar apărea în permanență dacă nu ar fi administrate centralizat, ceva de negândit într-o rețea internațională de dimensiuni uriașe din cauza încărcării și a latenței. Pentru a rezolva aceste probleme, a fost inventat **DNS** (**Domain Name System** - Sistemul numelor de domenii).

Esența DNS-ului constă într-o schemă ierarhică de nume de domenii și a unui sistem de baze de date distribuite pentru implementarea acestei scheme de nume. În principal este utilizat pentru a pune în corespondență numele sistemelor gazdă și adresele destinațiilor de e-mail cu adresele IP, dar poate fi utilizat și pentru alte scopuri. DNS este definit în RFC-urile 1034 și 1035.

Foarte pe scurt, DNS este utilizat după cum urmează. Pentru a stabili corespondența dintre un nume și o adresă IP, programul de aplicație apelează o procedură de bibliotecă numită **resolver**, transferându-i numele ca parametru. Putem vedea un exemplu de resolver, *gethostbyname*, în fig. 6-6. Resolver-ul trimite un pachet UDP la serverul DNS local, care caută numele și returnează adresa IP către resolver, care o returnează apelantului. Înarmat cu adresa IP, programul poate stabili o conexiune TCP cu destinația sau îi poate trimite pachete UDP.

7.1.1 Spațiul de nume DNS

Administrarea unui volum mare de nume în permanentă schimbare nu este o problemă prea ușoară. În sistemul poștal, administrarea numelor este realizată impunând ca pe o scrisoare să se specifice (implicit sau explicit) țara, statul sau provincia, orașul, strada și restul adresei destinatarului. Utilizând o astfel de adresare ierarhică, nu există nici o confuzie între Marvin Anderson de pe Main St. din White Plains, N.Y. și Marvin Anderson de pe Main St. din Austin, Texas. DNS lucrează în același mod.

Conceptual, Internetul este divizat în peste 200 **domenii** de nivel superior, fiecare domeniu cuprinzând mai multe sisteme gazdă. Fiecare domeniu este partiționat în subdomenii și acestea sunt, la rândul lor, partiționate ș.a.m.d. Toate aceste domenii pot fi reprezentate ca un arbore, așa cum se arată în fig. 7-1. Frunzele arborelui reprezintă domenii care nu au subdomenii (dar, bineînțeles, conțin sisteme). Un domeniu frunză poate conține un singur sistem gazdă sau poate reprezenta o firmă, deci să conțină mii de sisteme gazdă.

Domeniile de pe primul nivel se împart în două categorii: generice și de țări. Domeniile generice sunt *com* (comercial), *edu* (instituții educaționale), *gov* (guvernul federal al SUA), *int* (organizații internaționale), *mil* (forțele armate ale SUA), *net* (furnizori Internet) și *org* (organizații nonprofit). Domeniile de țări includ o intrare pentru fiecare țară, cum se definește în ISO 3166.

În noiembrie 2000, ICANN a aprobat patru domenii de nivel superior noi, de interes general, și anume, *biz* (afaceri), *info* (informații), *name* (nume de persoane), și *pro* (profesii, ca de exemplu doctori sau avocați). În plus, au fost introduse trei domenii de nivel superior cu caracter specializat, cerute de către anumite industrii. Acestea sunt *aero* (industria aerospațială), *coop* (cooperative), și *museum* (muzee). În viitor vor fi adăugate alte domenii superioare.

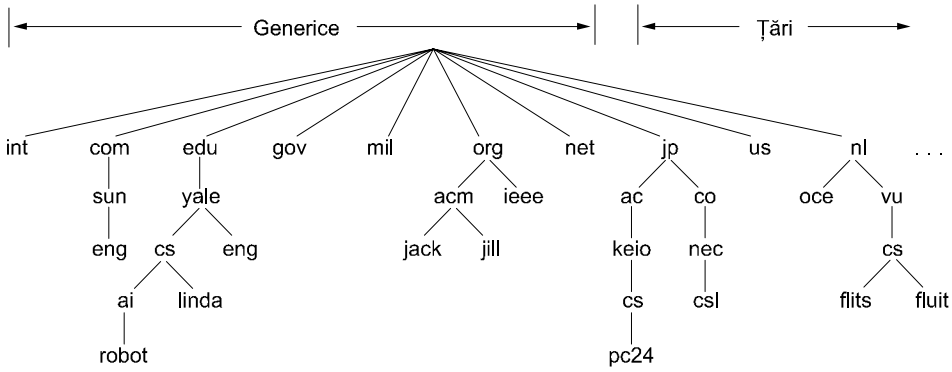


Fig. 7-1. O porțiune a spațiului numelor de domenii din Internet.

Pe de altă parte, pe măsură ce Internetul devine mai comercial, el devine și mai discutabil. Să luăm domeniul *pro*, de exemplu, care a fost proiectat pentru profesioniștii atestați. Dar cine este un profesionist? Și de cine este atestat? Dar cum rămâne cu fotografii, profesorii de pian, magicienii, instalatorii, frizerii, exterminatorii, artiștii de tatuaje, mercenarii și prostituatele? Sunt acestea meserii și sunt acceptabile pentru domeniile *pro*? Și daca da, cine atestă diverși practicieni?

În general, obținerea unui domeniu de nivel secundar, ca de exemplu *nume-al-companiei.com*, este ușoară. Pur și simplu este necesară doar consultarea serviciului de înregistrare al nivelului superior corespunzător (*com* în acest caz) pentru a vedea dacă numele dorit este disponibil și nu aparține altcuiva. Dacă nu sunt probleme, solicitantul plătește o mică taxă anuală și primește numele. Până acum, cam toate cuvintele comune (din engleză) au fost luate în domeniul *com*. Încercați nume de articole casnice, animale, plante, părți ale corpului etc. Aproape toate sunt luate.

Fiecare domeniu este identificat prin calea în arbore de la el la domeniul (fără nume) rădăcină. Componentele sunt separate prin puncte (pronunțat „dot"). Astfel, departamentul tehnic de la Sun Microsystems ar putea fi *eng.sun.com*, în loc de numele în stil UNIX */com/sun/eng*. De notat că această numire ierarhică face ca *eng.sun.com* să nu intre în conflict cu posibila utilizare a lui *eng* din *eng.yale.edu*, care ar putea fi folosit pentru departamentul de limba engleză de la Yale.

Numele de domenii pot fi absolute sau relative. Un nume absolut de domeniu se termină cu un punct (de exemplu, *eng.sun.com.*), în timp ce unul relativ nu. Numele relative trebuie interpretate în context pentru a le determina înțelesul adevărat. În ambele cazuri, un nume de domeniu se referă la un anumit nod din arbore și la toate nodurile de sub el.

Numele de domenii nu fac distincție între litere mici și litere mari, astfel *edu*, *Edu*, sau *EDU* înseamnă același lucru. Componentele numelor pot avea o lungime de cel mult 63 caractere, iar întreaga cale de nume nu trebuie să depășească 255 de caractere.

În principiu, domeniile pot fi inserate în arbore în două moduri diferite. De exemplu, *cs.yale.edu* ar putea la fel de bine să fie inclus în domeniul țării *us* ca *cs.yale.ct.us*. În practică, totuși, aproape toate organizațiile din Statele Unite sunt repartizate după criteriul generic, iar aproape toate din afara Statelor Unite fac parte din domeniul țării lor. Nu există nici o regulă împotriva înregistrării sub două domenii de nivel superior, însă puține organizații în afară de cele multinaționale o fac (de exemplu, *sony.com* și *sony.nl*).

Fiecare domeniu controlează cum sunt alocate domeniile de sub el. De exemplu, Japonia are domeniile *ac.jp* și *co.jp* echivalente cu *edu* și *com*. Olanda nu face nici o distincție și pune toate orga-

nizațiile direct sub *nl*. Astfel următoarele trei nume sunt toate departamente de calculatoare (computer science) din universități:

1. *cs.yale.edu* (Universitatea Yale din Statele Unite).
2. *cs.vn.nl* (Vrije Universiteit în Olanda).
3. *cs.keio.ac.jp* (Universitatea Keio din Japonia).

Pentru a crea un nou domeniu, se cere permisiunea domeniului în care va fi inclus. De exemplu, dacă un grup VLSI de la Yale dorește să fie cunoscut ca *vlsi.cs.yale.edu,* acesta are nevoie de permisiunea celui care administrează *cs.yale.edu*. Similar, dacă este acreditată o nouă universitate, să zicem Universitatea din Northern South Dakota, ea trebuie să ceară administratorului domeniului *edu* să-i atribuie *unsd.edu*. În acest mod sunt evitate conflictele de nume și fiecare domeniu poate ține evidența tuturor subdomeniilor sale. Odată ce un nou domeniu a fost creat și înregistrat, el poate crea subdomenii, cum ar fi *cs.unsd.edu*, fără a cere permisiunea de la cineva din partea superioară a arborelui.

Atribuirea de nume respectă granițele organizaționale, nu pe cele ale rețelelor fizice. De exemplu, dacă departamentele de știința calculatoarelor și de inginerie electrică sunt localizate în aceeași clădire și folosesc aceeași rețea locală, ele pot avea totuși domenii distincte. Similar, dacă departamentul de știința calculatoarelor este împărțit în două clădiri (Babbage Hall și Turing Hall), toate sistemele gazdă din ambele clădiri aparțin aceluiași domeniu.

7.1.2 Înregistrări de resurse

Fiecărui domeniu, fie că este un singur calculator gazdă, fie un domeniu de nivel superior, îi poate fi asociată o mulțime de înregistrări de resurse (**resource records**). Pentru un singur sistem gazdă, cea mai obișnuită înregistrare de resursă este chiar adresa IP, dar există multe alte tipuri de înregistrări de resurse. Atunci când un resolver trimite un nume de domeniu către un DNS, ceea ce va primi ca răspuns sunt înregistrările de resurse asociate acelui nume. Astfel, adevărata funcție a DNS este să realizeze corespondența dintre numele de domenii și înregistrările de resurse.

O înregistrare de resursă este un 5-tuplu. Cu toate că, din rațiuni de eficiență, înregistrările de resurse sunt codificate binar, în majoritatea expunerilor ele sunt prezentate ca text ASCII, câte o înregistrare de resursă pe linie. Formatul pe care îl vom utiliza este următorul:

```
Nume_domeniu Timp_de_viață Clasă Tip Valoare
```

Nume_domeniu (domain_name) precizează domeniul căruia i se aplică această înregistrare. În mod normal există mai multe înregistrări pentru fiecare domeniu și fiecare copie a bazei de date păstrează informații despre mai multe domenii. Acest câmp este utilizat ca cheie de căutare primară pentru a satisface cererile. Ordinea înregistrărilor în baza de date nu este semnificativă.

Câmpul *Timp_de_viață* (time_to_live) dă o indicație despre cât de stabilă este înregistrarea. Informația care este foarte stabilă are asigurată o valoare mare, cum ar fi 86400 (numărul de secunde dintr-o zi). Informației instabile îi este atribuită o valoare mică, cum ar fi 60 (1 minut). Vom reveni la acest punct mai târziu, când vom discuta despre utilizarea memoriei ascunse.

Al treilea câmp dintr-o înregistrare de resursă este *Clasa* (class). Pentru informațiile legate de Internet este tot timpul *IN*. Pentru alte informații pot fi folosite alte coduri, însă în practică acestea se întâlnesc rar.

Câmpul *Tip* (type) precizează tipul înregistrării. Cele mai importante tipuri sunt prezentate în fig. 7-2.

Tip	Semnificație	Valoare
SOA	Start autoritate	Parametrii pentru această zonă
A	Adresa IP a unui sistem gazdă	Întreg pe 32 de biți
MX	Schimb de poștă	Prioritate, domeniu dispus să accepte poștă electronică
NS	Server de Nume	Numele serverului pentru acest domeniu
CNAME	Nume canonic	Numele domeniului
PTR	Pointer	Pseudonim pentru adresa IP
HINFO	Descriere sistem gazdă	Unitate centrală și sistem de operare în ASCII
TXT	Text	Text ASCII neinterpretat

Fig. 7-2. Principalele tipuri de înregistrări de resurse DNS.

O înregistrare *SOA* furnizează numele sursei primare de informații despre zona serverului de nume (descrisă mai jos), adresa de e-mail a administratorului, un identificator unic și diverși indicatori și contoare de timp.

Cel mai important tip de înregistrare este înregistrarea *A* (adresă). Ea păstrează adresa IP de 32 de biți a unui sistem gazdă. Fiecare sistem gazdă Internet trebuie să aibă cel puțin o adresă IP, astfel încât alte mașini să poată comunica cu el. Unele sisteme gazdă au două sau mai multe conexiuni în rețea, caz în care vor avea câte o înregistrare de tip *A* pentru fiecare conexiune (și astfel pentru fiecare adresă IP).

Următoarea ca importanță este înregistrarea *MX*. Aceasta precizează numele sistemului gazdă pregătit să accepte poșta electronică pentru domeniul specificat. El este folosit deoarece nu toate mașinile sunt pregătite să accepte poșta electronică pentru domeniul specificat. Dacă cineva vrea să-i trimită un e-mail, de exemplu, lui *bill@microsoft.com*, sistemul care trimite trebuie să găsească un server la *microsoft.com* dispus să accepte e-mail. Înregistrarea *MX* poate să furnizeze această informație.

Înregistrările *NS* specifică serverele de nume. De exemplu, fiecare bază de date DNS are în mod normal o înregistrare *NS* pentru fiecare domeniu de pe primul nivel, astfel încât, de exemplu, poșta electronică să poată fi trimisă în zone îndepărtate ale arborelui de nume. Vom reveni la acest aspect mai târziu.

Înregistrările *CNAME* permit crearea pseudonimelor. De exemplu, o persoană familiarizată cu atribuirea numelor în Internet, care dorește să trimită un mesaj unei persoane al cărei nume de conectare la un sistem de calcul din departamentul de calculatoare de la M.I.T. este *paul* poate presupune că adresa *paul@cs.mit.edu* este corectă. De fapt această adresă nu este corectă, deoarece domeniul departamentului de calculatoare de la M.I.T. este *lcs.mit.edu*. Totuși, ca un serviciu pentru cei care nu știu acest lucru, M.I.T. poate crea o intrare *CNAME,* pentru a dirija persoanele și programele în direcția corectă. O astfel de intrare poate fi:

```
cs.mit.edu 86400 IN CNAME lcs.mit.edu
```

Ca și *CNAME*, *PTR* se referă la un alt nume. Totuși, spre deosebire de *CNAME,* care este în realitate numai o macro-definiție, *PTR* este un tip de date DNS a cărui interpretare depinde de contextul în care este utilizat. În practică este aproape întotdeauna utilizat pentru asocierea unui nume cu o adresă IP, pentru a permite căutarea adresei IP și obținerea numelui mașinii corespunzătoare. Acestea se numesc **căutări inverse** (**reverse lookups**).

Înregistrările *HINFO* permit aflarea tipului de mașină și de sistem de operare cărora le corespunde domeniul. În sfârșit, înregistrările *TXT* permit domeniilor să se autoidentifice într-un mod arbitrar. Aceste două tipuri de înregistrări sunt introduse pentru ușurința utilizatorului. Nici una

dintre ele nu este necesară, astfel încât programele nu pot conta pe obținerea lor (și probabil că dacă le obțin nu le pot trata).

În final ajungem la câmpul *Valoare*. Acest câmp poate fi un număr, un nume de domeniu sau un șir ASCII. Semantica depinde de tipul de înregistrare. O scurtă descriere a câmpurilor *Valoare* pentru fiecare dintre principalele tipuri de înregistrări este dată în fig. 7-2.

Un exemplu de informație ce se poate găsi în baza de date DNS a unui domeniu este prezentat în fig. 7-3. Această figură prezintă o parte (semi-ipotetică) a bazei de date pentru domeniul *cs.vu.nl* prezentat în fig. 7-1. Baza de date conține șapte tipuri de înregistrări de resurse.

```
;Baza de date pentru cs.vu.nl
cs.vu.nl.        86400   IN  SOA      star boss (9527, 7200, 7200, 241920, 86400)
cs.vu.nl.        86400   IN  TXT      „Divisie Wiskunde en Informatica."
cs.vu.nl.        86400   IN  TXT      „Vrije Universiteit Amsterdam."
cs.vu.nl.        86400   IN  MX       1 zephyr.cs.vu.nl.
cs.vu.nl.        86400   IN  MX       2 top.cs.vu.nl.
flits.cs.vu.nl.  86400   IN  HINFO    Sun Unix
flits.cs.vu.nl.  86400   IN  A        130.37.16.112
flits.cs.vu.nl.  86400   IN  A        192.31.231.165
flits.cs.vu.nl.  86400   IN  MX       1 flits.cs.vu.nl.
flits.cs.vu.nl.  86400   IN  MX       2 zephyr.cs.vu.nl.
flits.cs.vu.nl.  86400   IN  MX       3 top.cs.vu.nl.
www.cs.vu.nl.    86400   IN  CNAME    star.cs.vu.nl.
ftp.cs.vu.nl.    86400   IN  CNAME    zephyr.cs.vu.nl.
rowboat                  IN  A        130.37.56.201
                         IN  MX       1 rowboat
                         IN  MX       2 zephyr
                         IN  HINFO    Sun Unix

little-sister            IN  A        130.37.62.23
                         IN  HINFO    Mac MacOS

laserjet                 IN  A        192.31.231.216
                         IN  HINFO    „HP Laserjet IIISi" Proprietary
```

Fig. 7-3. O parte dintr-o posibilă bază de date DNS pentru *cs.vu.nl*.

Prima linie necomentată din fig. 7-3 dă câteva informații de bază despre domeniu, de care nu ne vom ocupa. Următoarele două linii furnizează informații textuale despre amplasarea domeniului. Urmează două intrări care specifică primul și al doilea loc unde se încearcă să se livreze poșta electronică trimisă pentru *persoana@cs.vu.nl*. Mai întâi se încearcă trimiterea la mașina *zephyr.* Dacă aceasta eșuează, atunci trebuie să se încerce la *top*.

După o linie liberă, adăugată numai pentru claritate, urmează linii care spun că *flits* este o stație de lucru Sun care lucrează sub UNIX și se specifică ambele sale adrese IP. Urmează trei variante de tratare a poștei electronice trimise la *flits.cs.vu.nl.* Prima alegere este, în mod natural, chiar *flits*, iar dacă nu se reușește, se încearcă la *zephyr* și apoi la *top*. Urmează un pseudonim, *www.cs.vu.nl,* astfel ca această adresă să poată fi utilizată fără a specifica o anumită mașină. Crearea acestui pseudonim permite ca *cs.vu.nl* să schimbe serverul www fără invalidarea adresei folosite în mod curent pentru adresarea lui. Un argument similar este valabil pentru *ftp.cs.vu.nl.*

Următoarele patru linii conțin o înregistrare tipică pentru o stație de lucru, în acest caz *rowboat. cs.vu.nl*. Informația furnizează adresa IP, destinația primară și secundară pentru poșta electronică și

informații despre mașină. Urmează o intrare pentru un sistem non-UNIX care nu este capabil să primească poșta el însuși, urmat de o intrare pentru o imprimantă laser conectată la Internet.

Ceea ce nu este arătat (și nu există în acest fișier) sunt adresele IP utilizate pentru a căuta adresele domeniilor de pe primul nivel. Acestea sunt necesare pentru a căuta sistemele gazdă aflate la distanță, dar, deoarece ele nu fac parte din domeniul *cs.vu.nl*, nu se găsesc în acest fișier. Ele sunt furnizate de serverele rădăcină ale căror adrese IP sunt prezentate în fișierul de configurare a sistemului și sunt încărcate în memoria ascunsă DNS atunci când este pornit serverul DNS. Există cam o duzină de servere rădăcină în lume și fiecare știe adresele IP ale tuturor celorlalte servere de domenii de nivel superior. Astfel, dacă o mașină știe adresa IP a cel puțin unuia din serverele rădăcină, el poate căuta orice nume DNS.

7.1.3 Servere de nume

Teoretic, un singur server de nume poate conține întreaga bază de date DNS și poate să răspundă tuturor cererilor. În practică, acest server poate fi atât de încărcat, încât să devină de neutilizat. În afară de aceasta, dacă se defectează, va fi afectat întregul Internet.

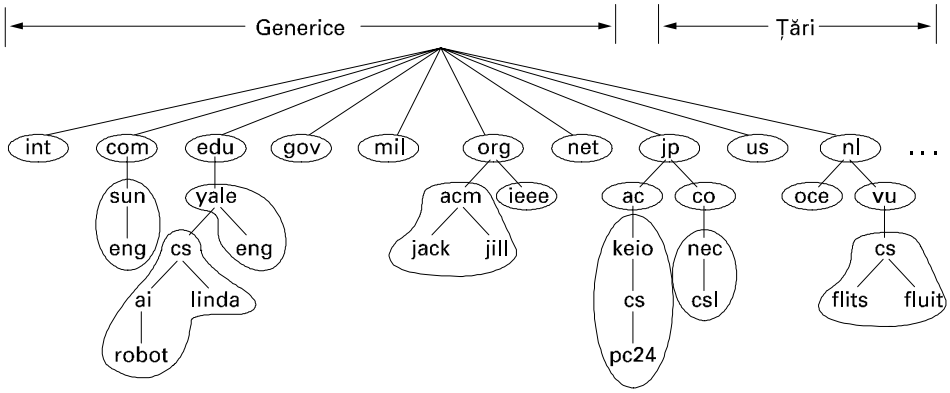


Fig. 7-4. O parte din spațiul numelor DNS prezentând împărțirea în zone.

Pentru a evita problemele asociate cu existența unei singure surse de informație, spațiul de nume DNS este împărțit în **zone** care nu se suprapun. O posibilă cale de împărțire a spațiului de nume din fig. 7-1 este arătată în fig. 7-4. Fiecare zonă conține câte o parte a arborelui precum și numele servere-lor care păstrează informația autorizată despre acea zonă. În mod normal, o zonă va avea un server de nume primar, care preia informația dintr-un fișier de pe discul propriu și unul sau mai multe servere de nume secundare, care iau informațiile de pe serverul primar. Pentru a îmbunătăți fiabilitatea, unele servere pentru o zonă pot fi plasate în afara zonei.

Plasarea limitelor unei zone este la latitudinea administratorului ei. Această decizie este luată în mare parte bazându-se pe câte servere de nume sunt dorite și unde să fie plasate. De exemplu, în fig. 7-4, Yale are un server pentru *yale.edu* care administrează *eng.yale.edu,* dar nu și *cs.yale.edu,* care este o zonă separată cu propriile servere de nume. O astfel de decizie poate fi luată atunci când un departament ca cel de engleză nu dorește să aibă propriul server de nume, în schimb departamentul de calculatoare dorește. În consecință *cs.yale.edu* este o zonă separată, în timp ce zona *eng. yale.edu* nu este separată.

Atunci când un resolver are o cerere referitoare la un nume de domeniu, el transferă cererea unuia din serverele locale de nume. Dacă domeniul căutat este sub jurisdicția serverului de nume, cum ar fi *ai.cs.yale.edu,* care este sub *cs.yale.edu*, el reîntoarce înregistrări de resurse autorizate. O **înregistrare autorizată** (**authoritative record**) este cea care vine de la autoritatea care administrează înregistrarea și astfel este întotdeauna corectă. Înregistrările autorizate se deosebesc de înregistrările din memoria ascunsă, care pot fi expirate.

Dacă, totuși, domeniul se află la distanță, iar local nu este disponibilă nici o informație despre domeniul cerut, atunci serverul de nume trimite un mesaj de cerere la serverul de nume de pe primul nivel al domeniului solicitat. Pentru a clarifica acest proces să considerăm exemplul din fig. 7-5. Aici resolverul de pe *flits.cs.vu.nl* dorește să știe adresa IP a sistemului gazdă *linda.cs.yale.edu*. În pasul 1 trimite o cerere la serverul de nume local *cs.vu.nl*. Această cerere conține numele de domeniu căutat, tipul (*A*) și clasa (*IN*).

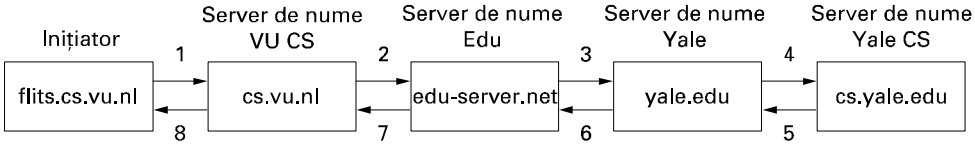


Fig. 7-5. Modul în care un resolver caută un nume aflat la distanță, în opt pași.

Să presupunem că serverul local de nume nu a avut niciodată o cerere pentru acest domeniu și nu știe nimic despre el. Poate solicita informații de la câteva servere de nume din apropriere, dar dacă nici unul dintre ele nu știe, va trimite un pachet UDP la serverul pentru *edu* specificat în baza de date (vezi fig. 7-5), *edu-server.net*. Este puțin probabil ca acest server să cunoască adresa *linda.cs.yale.edu* și probabil nu cunoaște nici adresa *cs.yale.edu,* dar trebuie să cunoască adresele fiilor din subarbore, astfel că va transmite cererea la serverul de nume *yale.edu* (pas 3). Acesta va transmite cererea mai departe către *cs.yale.edu* (pas 4), care trebuie să aibă înregistrările autorizate de resurse. Deoarece fiecare cerere este de la un client la un server, înregistrarea de resursă cerută parcurge pașii 5 până la 8.

Odată ce aceste înregistrări de resurse ajung înapoi la serverul de nume *cs.vu.nl*, ele vor fi depuse în memoria ascunsă, pentru a fi folosite ulterior. Totuși, această informație nu este autorizată, deoarece orice schimbare făcută la *cs.yale.edu* nu se va propaga spre toate serverele care au folosit-o. Din acest motiv intrările în memoria ascunsă nu ar trebui să aibă viață prea lungă. Acesta este motivul pentru care câmpul *Timp_de_viață* este inclus în fiecare înregistrare de resursă. El informează serverele de nume aflate la distanță cât timp să mențină înregistrările în memoria ascunsă. Dacă o anumită mașină are de ani de zile aceeași adresă IP, această informație ar putea fi păstrată timp de o zi. Pentru informații mai volatile este mai sigur ca înregistrările să fie eliminate după câteva secunde sau un minut.

De menționat că metoda de interogare descrisă aici este cunoscută ca metoda de **interogare recursivă** (**recursive query**), deoarece fiecare server care nu are informația cerută o caută în altă parte și raportează. Este posibilă și o altă variantă. În acest caz, atunci când o cerere nu poate fi rezolvată local, cererea eșuează, dar este întors numele următorului server de pe calea ce trebuie încercată. Unele servere nu implementează interogarea recursivă și întorc întotdeauna numele următorului server la care să se încerce.

De asemenea merită menționat faptul că atunci când un client DNS nu reușește să primească un răspuns înainte de expirarea timpului de căutare, data viitoare va încerca un alt server. Se presupune că serverul este probabil nefuncțional, nu că cererea sau răspunsul s-au pierdut.

Deși DNS este foarte important pentru funcționarea corectă a Internetului, el nu face decât să pună în corespondență nume simbolice de mașini cu adresele lor IP. El nu ajută la localizarea oamenilor, resurselor, serviciilor sau obiectelor în general. Pentru localizarea acestora a fost definit un alt serviciu director, numit **LDAP** (**Lightweight Directory Access Protocol**, rom.: **Protocol de acces la cataloage simplificate**). El este o versiune simplificată a serviciului de cataloage OSI X.500, descris în RFC 2251. El organizează informația sub formă de arbore și permite căutări pe diferite componente. Poate fi privit ca o carte de telefon obișnuită (de tipul „pagini albe"). Nu o să intrăm în amănunte referitoare la el în această carte, însă puteți găsi mai multe informații în (Weltman și Dahbura, 2000).

7.2 POȘTA ELECTRONICĂ

Poșta electronică, sau **e-mail**, cum este cunoscută de către numeroșii săi admiratori, există de peste două decenii. Înainte de 1990, era folosită în special în mediul academic. În timpul anilor 1990, a devenit cunoscută publicului larg și a crescut exponențial până la punctul în care numărul de mesaje electronice trimise pe zi este acum mult mai mare decât numărul de scrisori tradiționale (adică pe hârtie).

E-mail-ul, ca majoritatea celorlalte forme de comunicare, are convențiile și stilurile sale proprii. În particular, el este foarte neprotocolar și are un prag de folosire foarte scăzut. Oamenii care n-ar visa niciodată să sune la telefon sau chiar să scrie o scrisoare unei Persoane Foarte Importante nu ezită o secundă să trimită un e-mail neglijent.

E-mail-ul este plin de jargoane precum BTW (By The Way - apropo), ROTFL (Rolling On The Floor Laughing – a se tăvăli pe jos de râs) și IMHO (In My Humble Opinion - după umila mea părere). Mulți oameni folosesc în e-mail-urile lor câteva caractere ASCII numite **smileys** sau **emoticons** (fața zâmbitoare și fața tristă). Câteva din cele mai interesante sunt reproduse în fig. 7-6. Pentru cei mai mulți, rotirea cărții cu 90 de grade în sensul acelor de ceasornic, le va face mai clare. Pentru o cărticică cu peste 650 smileys, vedeți (Sanderson și Dougherty, 1993).

Smiley	Semnificație	Smiley	Semnificație	Smiley	Semnificație
:-)	Sunt fericit	=|:-)	Abe Lincoln	:+)	Nas mare
:-(	Sunt trist, supărat	=):-)	Unchiul Sam	:-))	Gușă
:-|	Sunt apatic	*<:-)	Moș Crăciun	:-{)	Mustață
;-)	Fac cu ochiul	<:-(	Dunce	#:-)	Păr încurcat
:-(0)	Țip	(-:	Australian	8-)	Poartă ochelari
:-(*)	Vomit	:-)X	Om cu papion	C:-)	Cap mare

Fig. 7-6. Câteva smileys. Nu vor fi în examenul final :-)

Primele sisteme de poștă electronică constau pur și simplu din protocoale de transfer de fișiere, cu convenția ca prima linie a fiecărui mesaj (adică fișier) să conțină adresa receptorului. Cu timpul, limitările acestei abordări au devenit din ce în ce mai evidente. O parte dintre neajunsuri erau:

1. Trimiterea unui mesaj către un grup de persoane era incomodă. Managerii au nevoie adesea de această facilitate pentru a trimite note și rapoarte tuturor subordonaților.
2. Mesajele nu aveau structură internă, făcând astfel dificilă prelucrarea lor cu ajutorul calculatorului. De exemplu, dacă un mesaj trimis mai departe era inclus în corpul altui mesaj, extragerea părții incluse din mesajul primit era dificilă.
3. Inițiatorul (transmițătorul) nu știa niciodată dacă mesajul a ajuns sau nu.
4. Dacă cineva avea în plan să plece în călătorie de afaceri pentru mai multe săptămâni și dorea ca toată poșta primită în acest timp să fie preluată de către secretară, acest lucru nu era ușor de realizat.
5. Interfața cu utilizatorul era slab integrată cu sistemul de transmisie, cerând utilizatorilor ca întâi să editeze un fișier, apoi să părăsească editorul și să apeleze programul de transfer de fișiere.
6. Nu era posibilă transmiterea de mesaje care să conțină o combinație de text, desene, facsimil și voce.

Pe măsură ce s-a câștigat experiență, au fost propuse sisteme de poștă electronică mai complicate. În 1982 au fost publicate propunerile cu privire la e-mail ale ARPANET, sub numele de RFC 821 (protocolul de transmisie) și RFC 822 (formatul mesajelor). Revizii minore, RFC 2821 și RFC 2822, au devenit standarde Internet, totuși toată lumea se referă la e-mail gândindu-se la RFC 822.

În 1984, CCITT a emis recomandarea X.400. După două decenii de competiție, sistemele de poștă electronică bazate pe RFC 822 sunt larg răspândite, în timp ce acelea bazate pe X.400 au dispărut. Modul în care un sistem încropit de o mână de absolvenți de știința calculatoarelor a învins un standard internațional oficial, puternic susținut de către toate PTT-urile din lumea întreagă, de multe guverne și de o parte substanțială a industriei calculatoarelor, ne aduce în minte povestea biblică a lui David și Goliat.

Motivul succesului lui RFC822 nu este dat de faptul că ar fi atât de bun, ci acela că X.400 a fost atât de slab proiectat și atât de complex, încât nimeni nu l-ar putea implementa bine. Având de ales între un sistem nesofisticat, dar care funcționează, cum este cel bazat pe RFC822 și sistemul de e-mail X.400, presupus cu adevărat minunat, dar nefuncțional, majoritatea organizațiilor l-au ales pe primul. Poate că este și o lecție în spatele acestei povești. De acea discuția noastră referitoare la e-mail se va concentra asupra sistemului de e-mail din Internet.

7.2.1 Arhitectură și servicii

În această secțiune vom furniza o prezentare de ansamblu a ceea ce pot face sistemele de poștă electronică și cum sunt ele organizate. Aceste sisteme constau de obicei din două subsisteme: **agenții-utilizator**, care permit utilizatorilor să citească și să trimită scrisori prin poșta electronică și **agenții de transfer de mesaje**, care transportă mesajele de la sursă la destinație. Agenții-utilizator sunt programe locale, care furnizează o metodă de a interacționa cu sistemul de e-mail bazată pe comenzi, meniuri sau grafică. Agenții de transfer de mesaje sunt, de regulă, **demoni** de sistem, adică procese care se execută în fundal. Sarcina lor este să transfere mesajele prin sistem.

În general, sistemele de poștă electronică pun la dispoziție cinci funcții de bază. Să aruncăm o privire asupra lor.

Compunerea se referă la procesul de creare a mesajelor și a răspunsurilor. Deși pentru corpul mesajului poate fi folosit orice editor de texte, sistemul însuși poate acorda asistență la adresare și la

completarea numeroaselor câmpuri antet atașate fiecărui mesaj. De exemplu, când se răspunde la un mesaj, sistemul poate extrage adresa inițiatorului din mesajul primit și o poate insera automat în locul potrivit din cadrul răspunsului.

Transferul se referă la deplasarea mesajului de la autor la receptor. În mare, aceasta necesită stabilirea unei conexiuni la destinație, sau la o mașină intermediară, emiterea mesajului și eliberarea conexiunii. Sistemul de poștă ar trebui să facă acest lucru singur, fără a deranja utilizatorul.

Raportarea se referă la informarea inițiatorului despre ce s-a întâmplat cu mesajul. A fost livrat? A fost respins? A fost pierdut? Există numeroase aplicații în care confirmarea livrării este importantă și poate avea chiar semnificație juridică. („Știți, domnule judecător, sistemul meu de poștă electronică nu e foarte de încredere, așa că presupun că citația electronică s-a pierdut pe undeva.")

Afișarea mesajelor primite este necesară pentru ca utilizatorii să-și poată citi poșta. Uneori sunt necesare conversii sau trebuie apelat un program de vizualizare special; de exemplu, dacă mesajul este un fișier PostScript, sau voce digitizată. Se mai încearcă uneori și conversii simple și formatări.

Dispoziția este pasul final și se referă la ceea ce face receptorul cu mesajul, după ce l-a primit. Posibilitățile includ eliminarea sa înainte de a-l citi, aruncarea sa după citire, salvarea sa ș.a.m.d. Ar trebui de asemenea să fie posibilă regăsirea și recitirea de mesaje deja salvate, trimiterea lor mai departe, sau procesarea lor în alte moduri.

În plus față de aceste servicii de bază, unele sisteme de e-mail, în special cele interne companiilor, dispun de o gamă variată de facilități avansate. Să menționăm pe scurt câteva dintre ele. Când utilizatorii se deplasează sau când sunt plecați pentru o perioadă de timp, pot dori ca poșta lor să fie trimisă acolo unde se găsesc, așa că sistemul ar trebui să fie capabil să facă acest lucru automat.

Majoritatea sistemelor permit utilizatorilor să-și creeze **cutii poștale (mailboxes)** pentru a păstra mesajele sosite. Sunt necesare comenzi de creare și distrugere a cutiilor poștale, de inspectare a conținutului acestora, de inserare și de ștergere de mesaje din cutii poștale ș.a.m.d.

Managerii de companii au adesea nevoie să trimită un același mesaj fiecărui subordonat, client sau furnizor. Acest lucru dă naștere ideii de **listă de poștă (mailing list)**, care este o listă de adrese de poștă electronică. Când un mesaj este trimis la lista de poștă, copii identice ale sale sunt expediate fiecăruia dintre cei de pe listă.

Alte caracteristici evoluate sunt copii la indigo, poștă de prioritate mare, poștă secretă (criptată), receptori alternativi, dacă cel primar nu este disponibil, și posibilitatea de a permite secretarelor să se ocupe de poșta primită de șefii lor.

Poșta electronică este în prezent folosită pe scară largă în industrie, pentru comunicație în cadrul companiilor. Aceasta permite unor angajați, răspândiți la distanțe mari unii de ceilalți, chiar și peste mai multe fusuri orare, să coopereze la proiecte complexe. Eliminând majoritatea indiciilor cu privire la funcție, vârstă și gen, dezbaterile prin poșta electronică tind să se concentreze asupra ideilor și nu a statutului din cadrul organizației. Prin poșta electronică, o idee sclipitoare a unui student la cursurile de vară poate avea un impact mai mare decât una stupidă, venită de la un vicepreședinte executiv.

O idee fundamentală în toate sistemele moderne de e-mail este distincția dintre **plic** și conținutul său. Plicul încapsulează mesajul. Conține toată informația necesară pentru transportul mesajului, cum ar fi destinația, adresa, prioritatea, nivelul de securitate, toate acestea fiind distincte de mesajul în sine. Agenții de transfer de mesaje folosesc plicul pentru rutare (dirijare), așa cum face și oficiul poștal.

Mesajul din interiorul plicului conține două părți: **antetul** și **corpul**. Antetul conține informație de control pentru agenții utilizator. Corpul mesajului se adresează în întregime utilizatorului uman. Plicurile și mesajele sunt ilustrate în fig. 7-7.

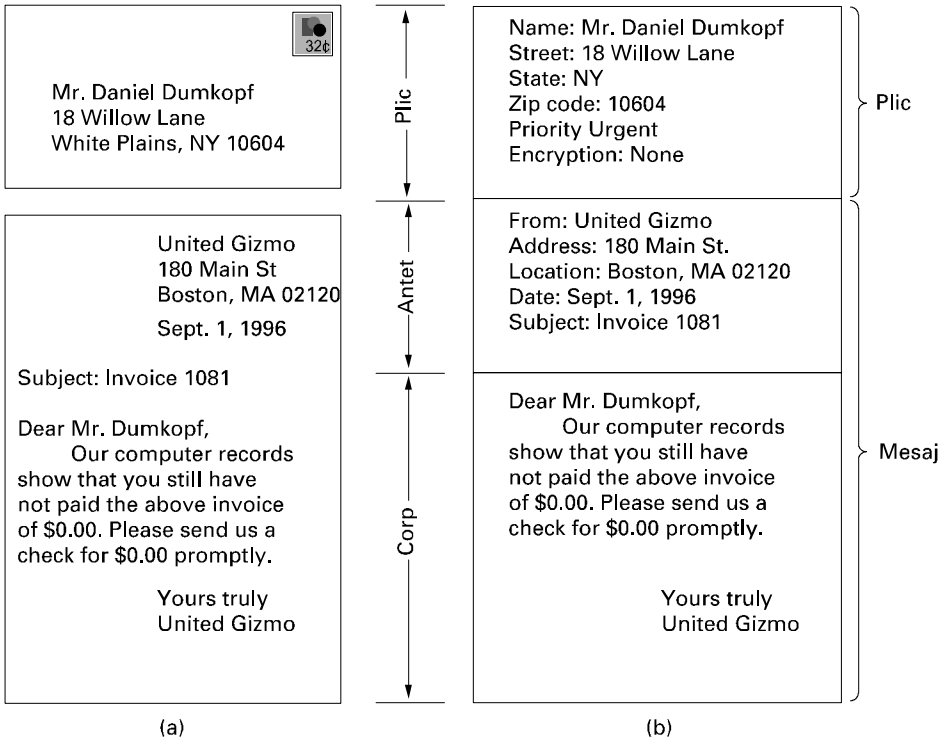


Fig. 7-7. Plicuri și mesaje. (a) poștă clasică (b) poștă electronică.

7.2.2 Agentul utilizator

Sistemele de poștă electronică au, așa cum am văzut, două părți esențiale: agenții-utilizator și agenții de transfer de mesaje. În această secțiune ne vom uita la agenții utilizator. Un agent utilizator este de obicei un program (uneori numit cititor de poștă) care acceptă o varietate de comenzi pentru compunerea, primirea și răspunsul la mesaje, cât și pentru manipularea cutiilor poștale. Unii agenți-utilizator au o interfață sofisticată, dirijată prin meniuri sau icoane, care necesită un maus, în timp ce altele acceptă comenzi de câte un caracter, date de la tastatură. Funcțional însă, toți aceștia sunt identici. Unele sisteme sunt dirijate prin meniuri sau icoane dau au și alternative mai „scurte” pe tastatură.

Trimiterea poștei electronice

Pentru a trimite un mesaj prin poșta electronică, un utilizator trebuie să furnizeze mesajul, adresa destinație, și eventual alți câțiva parametri. Mesajul poate fi produs cu un editor de texte de sinestătător, cu un program de procesare de text sau, eventual, cu un editor de texte specializat, construit în interiorul agentului utilizator. Adresa de destinație trebuie să fie într-un format cu care agentul utilizator să poată lucra. Mulți agenți-utilizator solicită adrese de forma *utilizator@adresă-dns.* Deoarece aceste lucruri au fost studiate anterior în acest capitol, nu vom relua materialul respectiv aici.

Oricum, merită notat că există și alte forme de adresare. În particular, adresele X.400 arată radical diferit de cele DNS. Ele sunt compuse din perechi de forma *atribut = valoare*, separate de bare oblice. De exemplu:

/C=US/SP=MASSACHUSETTS/L=CAMBRIDGE/PA=360 MEMORIAL DR./CN=KEN SMITH/

Această adresă specifică o țară, un stat, o localitate, o adresă personală și un nume obișnuit (Ken Smith). Sunt posibile multe alte atribute, astfel încât poți trimite mesaje cuiva al cărui nume nu-l știi, atâta timp cât știi suficiente alte atribute (de exemplu, compania și funcția). Cu toate că adresele X.400 sunt mult mai puțin convenabile decât cele DNS, cele mai multe sisteme de poștă electronică permit folosirea de **pseudonime** (**aliases**, uneori numite și porecle) pentru obținerea numelor sau adreselor de e-mail corecte ale unei persoane. În consecință, chiar și cu adresele de tip X.400, de obicei nu este necesară scrierea în întregime a acelor șiruri ciudate.

Majoritatea sistemelor de e-mail acceptă liste de poștă, astfel că un utilizator poate trimite, cu o singură comandă, un același mesaj tuturor persoanelor dintr-o listă. Dacă lista de poștă este păstrată local, agentul-utilizator poate pur și simplu să trimită câte un mesaj separat fiecăruia dintre receptorii doriți. Dacă lista este păstrată la distanță, atunci mesajele vor fi expandate acolo. De exemplu, dacă un grup de admiratori de păsări au o listă de poștă numită *birders*, instalată la *meadowlark.arizona.edu*, atunci orice mesaj trimis la *birders@meadowlark.arizona.edu* va fi dirijat către Universitatea din Arizona și expandat acolo în mesaje individuale pentru toți membrii listei de poștă, oriunde ar fi ei în lume. Utilizatorii acestei liste de poștă nu pot determina că aceasta este o listă de adrese. Ar putea fi la fel de bine cutia poștală personală a Prof. Gabriel O. Birders.

Citirea poștei electronice

În mod obișnuit, când este lansat un agent-utilizator, înainte de a afișa ceva pe ecran, el se va uita în cutia poștală a utilizatorului după mesajele care sosesc. Apoi poate anunța numărul de mesaje din cutie, sau poate afișa pentru fiecare mesaj câte un rezumat de o linie, pentru ca apoi să aștepte o comandă.

Ca exemplu despre cum lucrează un agent-utilizator, să aruncăm o privire asupra unui scenariu tipic pentru poșta electronică. După lansarea agentului-utilizator, utilizatorul cere un rezumat al mesajelor sale. O imagine ca aceea din fig. 7-8 apare în acest caz pe ecran. Fiecare linie se referă la câte un mesaj. În acest exemplu, cutia poștală conține opt mesaje.

#	Marcaje	Octeți	Transmițător	Subiect
1	K	1030	Asw	Changes to MINIX
2	KA	6348	Trudy	Not all Trudys are nasty
3	K F	4519	Amy N. Wong	Request for information
4		1236	Bal	Bioinformatics
5		103610	Kaashoek	Material on peer-to-peer
6		1223	Frank	Re: Will you review a grant proposal
7		3110	Guido	Our paper has been accepted
8		1204	Dmr	Re: My student's visit

Fig. 7-8. Un exemplu de afișare a conținutului unei cutii poștale.

Fiecare linie de afișaj conține câteva câmpuri extrase de pe plicul sau din antetul mesajului corespunzător. Într-un sistem simplu de poștă electronică, alegerea câmpurilor afișate este făcută în cadrul programului. Într-un sistem mai sofisticat, utilizatorul poate specifica ce câmpuri să fie afișate, furnizând un **profil al utilizatorului**, adică un fișier care descrie formatul de afișare. În exemplul

considerat, primul câmp reprezintă numărul mesajului. Al doilea câmp, *Marcaje*, poate conține un *K*, însemnând că mesajul nu este nou, dar a fost citit anterior și păstrat în cutia poștală; un *A*, însemnând că deja s-a răspuns la acest mesaj; și/sau un *F*, însemnând că mesajul a fost trimis mai departe altcuiva. Sunt de asemenea posibile și alte marcaje.

Al treilea câmp specifică lungimea mesajului și al patrulea spune cine a trimis mesajul. Din moment ce el este pur și simplu extras din mesaj, acest câmp poate conține prenume, nume complete, inițiale, nume de cont, sau orice altceva și-a ales transmițătorul să pună. În sfârșit, câmpul *Subiect* specifică despre ce este mesajul, într-un scurt rezumat. Persoanele care omit să includă un câmp *Subiect* adesea descoperă că răspunsurile la scrisorile lor tind să nu obțină prioritate maximă.

După ce au fost afișate antetele, utilizatorul poate executa oricare dintre comenzile disponibile, ca de exemplu afișarea unui mesaj, ștergerea unui mesaj și așa mai departe. Sistemele mai vechi lucrau în mod text și de obicei foloseau comenzi de un caracter pentru diversele operații, ca de exemplu T (scrie mesaj), A (răspunde la mesaj), D (șterge mesaj) și F (trimite mai departe). Un argument specifica mesajul corespunzător. Sistemele mai recente folosesc interfețe grafice. De obicei, utilizatorul selectează un mesaj cu mouse-ul și apoi apasă pe o iconiță pentru a scrie, răspunde la mesaj, sau pentru a-l trimite mai departe.

Poșta electronică a parcurs un drum lung de pe vremea când era doar transfer de fișiere. Agenții-utilizator sofisticați fac posibilă manevrarea unui volum mare de scrisori. Pentru persoane care primesc și trimit mii de mesaje pe an, asemenea instrumente sunt neprețuite.

7.2.3 Formatele mesajelor

Să ne întoarcem acum de la interfața utilizator la formatul mesajelor de poștă electronică în sine. Mai întâi ne vom uita la e-mailul ASCII de bază, care utilizează RFC 822. După aceea ne vom concentra asupra extensiilor multimedia ale RFC 822.

RFC 822

Mesajele constau dintr-un plic simplu (descris în RFC 821), un număr de câmpuri antet, o linie goală și apoi corpul mesajului. Fiecare câmp antet se compune (din punct de vedere logic) dintr-o singură linie de text ASCII, conținând numele câmpului, două puncte, și, pentru majoritatea câmpurilor, o valoare. RFC 822 a fost creat acum două decenii și nu distinge clar plicul de câmpurile antet, cum ar face un standard nou. Cu toate că a fost corectat în RFC 2822, o refacere completă n-a fost posibilă datorită răspândirii sale largi. La o utilizare normală, agentul-utilizator construiește un mesaj și îl transmite agentului de transfer de mesaje, care apoi folosește unele dintre câmpurile antet pentru a construi plicul efectiv, o combinație oarecum demodată de mesaj și plic.

Principalele câmpuri antet, legate de transportul de mesaje, sunt înfățișate în fig. 7-9. Câmpul *To:* oferă adresa DNS a receptorului primar. Este permisă de asemenea existența de receptori multipli. Câmpul *Cc:* dă adresa oricărui receptor secundar. În termenii livrării, nu este nici o diferență între un receptor primar și unul secundar. Este în întregime o deosebire psihologică, ce poate fi importantă pentru persoanele implicate, dar este neimportantă pentru sistemul de poștă. Termenul *Cc:* (Carbon copy - copie la indigo) este puțin depășit, din moment ce calculatoarele nu folosesc indigo, dar este bine înrădăcinat. Câmpul *Bcc:* (Blind carbon copy - copie confidențială la indigo) este la fel ca *Cc:*, cu excepția că această linie este ștearsă din toate copiile trimise la receptorii primari și secundari. Acest element permite utilizatorilor să trimită copii unei a treia categorii de receptori, fără ca cei primari și secundari să știe acest lucru.

Antet	Conținut
To:	Adresa(ele) de e-mail a(le) receptorului(ilor) primar(i)
Cc:	Adresa(ele) de e-mail a(le) receptorului(ilor) secundar(i)
Bcc:	Adresa(ele) de e-mail pentru „blind carbon copy"
From:	Persoana sau persoanele care au creat mesajul
Sender:	Adresa de e-mail a transmițătorului curent
Received:	Linie adăugată de fiecare agent de transfer de-a lungul traseului
Return-Path:	Poate fi folosită pentru a identifica o cale de întoarcere la transmițător

Fig. 7-9. Câmpurile antet ale lui RFC 822, legate de transportul de mesaje.

Următoarele două câmpuri, *From:* și *Sender:*, precizează cine a scris și respectiv cine a trimis mesajul. Acestea pot să nu fie identice. De exemplu, se poate ca o directoare executivă să scrie un mesaj, dar ca secretara ei să fie cea care îl trimite efectiv. În acest caz, directoarea executivă va fi afișată în câmpul *From:* și secretara în câmpul *Sender:*. Câmpul *From:* este obligatoriu, dar câmpul *Sender:* poate fi omis dacă este identic cu *From:*. Aceste câmpuri sunt necesare în cazul în care mesajul nu poate fi livrat și trebuie returnat transmițătorului.

O linie conținând *Received:* este adăugată de fiecare agent de transfer de mesaje de pe traseu. Linia conține identitatea agentului, data și momentul de timp la care a fost primit mesajul și alte informații care pot fi utilizate pentru găsirea defecțiunilor în sistemul de dirijare.

Câmpul *Return-Path:* este adăugat de agentul final de transfer de mesaje și are în intenție să indice cum se ajunge înapoi la transmițător. În teorie, această informație poate fi adunată din toate antetele *Received:* (cu excepția numelui cutiei poștale a transmițătorului), dar rareori este completată așa și de obicei conține chiar adresa transmițătorului.

Antet	Conținut
Date:	Data și momentul de timp la care a fost trimis mesajul
Reply-To:	Adresa de e-mail la care ar trebui trimise răspunsurile
Message-Id:	Număr unic, utilizat ulterior ca referință pentru acest mesaj (identificator)
In-Reply-To:	Identificatorul mesajului al cărui răspuns este mesajul curent
References:	Alți identificatori de mesaje relevanți
Keywords:	Cuvinte cheie alese de utilizator
Subject:	Scurt cuprins al mesajului, afișabil pe o singură linie

Fig. 7-10. Câteva câmpuri utilizate în antetul lui RFC 822.

În plus față de câmpurile din fig. 7-9, mesajele RFC 822 pot conține de asemenea o varietate de câmpuri antet, folosite de agenții-utilizator sau de receptorii umani. Cele mai des întâlnite dintre ele sunt prezentate în fig. 7-10. Majoritatea lor se explică de la sine, deci nu vom intra în detaliu la toate.

Câmpul *Reply-To:* este uneori utilizat când nici persoana care a compus mesajul, nici cea care l-a trimis nu vrea să vadă răspunsul. De exemplu, un director de marketing scrie un mesaj prin e-mail pentru a spune clienților despre un nou produs. Mesajul este trimis de o secretară, dar câmpul *Reply-To:* conține șeful departamentului de vânzări, care poate răspunde la întrebări și primi comenzi. Acest câmp este foarte folositor când transmițătorul are două conturi de e-mail și vrea ca răspunsul să ajungă în celălalt.

Documentul RFC 822 afirmă explicit că utilizatorilor le este permis să inventeze noi antete, atâta timp cât acestea încep cu șirul de caractere X-. Se garantează că nici o extindere ulterioară nu va folosi nume ce încep cu X-, pentru a evita conflictele (suprapunerile) dintre antetele oficiale și cele

personale. Uneori studenții care fac pe deștepții includ câmpuri de tipul *X-Fruit-of-the-Day:* sau *X-Disease-of-the-Week:*, care sunt legale, deși nu întotdeauna clarificatoare.

După antete urmează corpul mesajului. Aici utilizatorii pot pune orice vor. Unii oameni își încheie mesajele cu semnături elaborate, incluzând caricaturi ASCII simple, citate din personalități mai mari sau mai mici, declarații politice și declinări de tot felul (de exemplu: Corporația XYZ nu este răspunzătoare pentru părerile mele; de fapt nu poate nici măcar să le înțeleagă).

MIME - Multipurpose Internet Mail Extensions (extensii de poștă cu scop multiplu)

La începuturile ARPANET, poșta electronică consta exclusiv din mesaje de tip text, scrise în engleză și exprimate în ASCII. Pentru acest context, RFC 822 realiza sarcina complet: specifică antetele, dar lăsa conținutul în întregime în seama utilizatorilor. În zilele noastre, această abordare nu mai este adecvată pentru Internetul care se întinde în lumea întreagă. Problemele includ transmisia și recepția de:

1. Mesaje în limbi cu accente (de exemplu franceza și germana).
2. Mesaje în alfabete ne-latine (de exemplu ebraică și rusă).
3. Mesaje în limbi fără alfabet (de exemplu chineză și japoneză).
4. Mesaje care nu conțin text deloc (de exemplu audio și video).

O soluție posibilă a fost propusă în RFC 1341 și actualizată în RFC-urile 2045-2049. Această soluție, numită **MIME (Multipurpose Internet Mail Extensions),** este în prezent larg utilizată. O vom descrie în continuare. Pentru informații suplimentare în legătură cu MIME, vedeți RFC-urile.

Ideea fundamentală a MIME este să continue să folosească formatul RFC 822, dar să adauge structură corpului mesajului și să definească reguli de codificare pentru mesajele non-ASCII. Deoarece respectă RFC 822, mesajele MIME pot fi trimise utilizând programele și protocoalele de poștă existente. Tot ceea ce trebuie modificat sunt programele de transmitere și recepție, pe care utilizatorii le pot face ei înșiși.

Antet	Conținut
MIME-Version:	Identifică versiunea de MIME
Content-Description:	Șir adresat utilizatorului care spune ce este în mesaj
Content-Id:	Identificator unic
Content-Transfer-Encoding:	Cum este împachetat corpul pentru transmisie
Content-Type:	Natura mesajului

Fig. 7-11. Antetele RFC 822 adăugate de către MIME.

MIME definește cinci noi antete de mesaje, așa cum se arată în fig. 7-11. Primul dintre acestea specifică pur și simplu agentului-utilizator care primește mesajul că este vorba de un mesaj MIME și ce versiune de MIME utilizează. Orice mesaj care nu conține un antet *MIME-Version:* este presupus ca fiind un mesaj în text pur, în engleză, și este procesat ca atare.

Antetul *Content-Description:* este un șir de caractere ASCII specificând ce este în mesaj. Acest antet este necesar pentru ca receptorul să știe dacă merită să decodifice și să citească mesajul. Dacă șirul de caractere spune: " Fotografia hamsterului Barbarei" și persoana care primește mesajul nu este un mare iubitor de hamsteri, mesajul va fi probabil mai curând aruncat, decât decodificat într-o fotografie color de înaltă rezoluție.

Antetul *Content-Id:* identifică conținutul. Utilizează același format ca antetul standard *Message-Id:*.

Antetul *Content-Transfer-Encoding:* arată cum este împachetat pentru transmisie corpul mesajului, într-o rețea care poate ridica obiecții la majoritatea caracterelor diferite de litere, cifre și semne de punctuație. Sunt furnizate cinci scheme (plus o evadare către noi scheme). Cea mai simplă schemă se referă chiar la text ASCII. Caracterele ASCII utilizează 7 biți și pot fi transportate direct prin protocolul de e-mail, atâta timp cât nici o linie nu are mai mult de 1000 de caractere.

Următoarea schemă ca simplitate este cam același lucru, dar utilizează caractere de câte 8 biți, reprezentând toate valorile de la 0 la 255 inclusiv. Această schemă de codificare încalcă protocolul (original) de e-mail utilizat în Internet, dar este folosită de unele părți ale Internetului, care implementează niște extensii ale protocolului original. În timp ce declararea codificării nu o face să devină legală, faptul că o avem explicit poate cel puțin să lămurească lucrurile atunci când ceva merge prost. Mesajele utilizând codificarea de 8 biți trebuie încă să respecte lungimea maximă a liniei, care este standard.

Este chiar mai rău în cazul mesajelor care utilizează codificare binară. Aceste mesaje sunt fișiere binare arbitrare, care nu numai că utilizează toți cei 8 biți, dar nu respectă nici limita de linie de 1000 de caractere. Programele executabile intră în această categorie. Nu se acordă nici o garanție că mesaje binare vor ajunge corect, dar mulți le trimit oricum.

Modalitatea corectă de a codifica mesaje binare este de a utiliza **codificarea în bază 64**, numită uneori **armură ASCII.** În această schemă, grupuri de câte 24 de biți sunt împărțite în patru unități de câte 6 biți, fiecare dintre aceste unități fiind transmisă ca un caracter ASCII legal. Codificarea este „A” pentru 0, „B” pentru 1, ș.a.m.d., urmate de cele 26 de litere mici, cele 10 cifre, și în cele din urmă + și / pentru 62 și respectiv 63. Secvențele == și = sunt utilizate pentru a arăta că ultimul grup a conținut doar 8 sau respectiv 16 biți. Se ignoră secvențele carriage return și line feed, astfel că ele pot fi inserate după dorință, pentru a păstra liniile suficient de scurte. Utilizând această schemă pot fi trimise sigur texte binare arbitrare.

Pentru mesajele care sunt aproape în întregime ASCII și conțin puține caractere ne-ASCII, codificarea în bază 64 este oarecum ineficientă. În locul acesteia se utilizează o codificare numită **quoted-printable-encoding** (codificare afișabilă marcată). Aceasta este o codificare de tip ASCII pe 7 biți, având toate caracterele cu cod mai mare de 127 codificate sub forma unui semn egal urmat de valoarea caracterului reprezentată prin două cifre hexazecimale.

Rezumând, datele binare ar trebui trimise codificate în bază 64 sau sub formă quoted-printable. Când există motive întemeiate pentru a nu utiliza una dintre aceste scheme, este posibil să se specifice în antetul Content-Transfer-Encoding: o codificare definită de către utilizator.

Ultimul antet înfățișat în fig. 7-11 este cu adevărat cel mai interesant. El specifică natura corpului mesajului. În RFC 2045 sunt definite șapte tipuri, fiecare având unul sau mai multe subtipuri. Tipul și subtipul sunt separate printr-o bară oblică (slash), ca în:

```
Content-Type: video/mpeg
```

Subtipul trebuie precizat explicit în antet; nu sunt furnizate valori implicite. Lista inițială de tipuri și subtipuri specificate în RFC 2045 este prezentată în fig. 7-12. De atunci au fost adăugate multe altele, introducându-se intrări adiționale de fiecare dată când a devenit necesar.

Să parcurgem acum lista tipurilor. Tipul *text* este utilizat pentru text simplu. Combinația *text/plain* este folosită pentru mesaje obișnuite care pot fi afișate de îndată ce sunt primite, fără codificare sau procesare ulterioară. Această opțiune permite ca mesajele obișnuite să fie transportate în MIME adăugând doar câteva antete suplimentare.

Tip	Subtip	Descriere
Text	Plain	Text neformatat
	Enriched	Text incluzând comenzi simple de formatare
Image	Gif	Imagini fixe în format GIF
	Jpeg	Imagini fixe în format JPEG
Audio	Basic	Sunet
Video	Mpeg	Film în format MPEG
Application	Octet-stream	Secvență neinterpretată de octeți
	Postscript	Un document afișabil în PostScript
Message	Rfc822	Un mesaj MIME RFC 822
	Partial	Mesajul a fost fragmentat pentru transmisie
	External-body	Mesajul în sine trebuie adus din rețea
Multipart	Mixed	Părți independente în ordine specificată
	Alternative	Același mesaj în formate diferite
	Parallel	Părțile trebuie vizualizate simultan
	Digest	Fiecare parte este un mesaj RFC 822 complet

Fig. 7-12. Tipurile și subtipurile aparținând MIME definite în RFC 2045.

Subtipul *text/enriched* permite includerea în text a unui limbaj simplu de marcare. Acest limbaj furnizează o modalitate independentă de sistem pentru a exprima scrierea cu caractere aldine sau cursive, dimensiunile, alinierea, distanțele dintre rânduri, folosirea de indici superiori sau inferiori și paginarea simplă. Limbajul de marcare se bazează pe SGML, Standard Generalized Markup Language (limbajul standard generalizat de marcare), folosit de asemenea ca bază pentru HTML, utilizat în World Wide Web. De exemplu mesajul

```
The <bold> time </bold> has come the <italic> walrus </italic> said ...
```

ar fi afișat sub forma:

The **time** has come the *walrus* said...

Depinde de sistemul receptor să aleagă interpretarea potrivită. Dacă sunt disponibile caractere aldine și cursive, acestea vor putea fi folosite; altfel, pentru a scoate în evidență se pot utiliza culori, scriere cu clipire sau video-invers etc. Sisteme diferite pot face alegeri diferite.

Când Web-ul a devenit popular, a fost adăugat un nou subtip, *text/html* (în RFC 2854) pentru a permite paginilor Web să fie trimise într-un e-mail de tip RFC 822. Un subtip pentru sistemul extins de marcare, *text/xml*, este definit in RFC 3023. Vom studia HTML și XML mai târziu în acest capitol.

Următorul tip MIME este *image*, utilizat pentru trimiterea de imagini fixe. În zilele noastre sunt utilizate multe formate, atât cu, cât și fără compresie, pentru a păstra și transmite imagini. Două dintre acestea, GIF și JPEG, sunt recunoscute de aproape toate programele de navigare, dar există și altele care au fost adăugate la lista originală.

Tipurile *video* și *audio* sunt pentru imagini în mișcare și respectiv pentru imagini cărora li se asociază și sunet. Trebuie notat că *video* include doar informația video, nu și coloana sonoră. Dacă trebuie transmis un film cu sunet, s-ar putea ca porțiunile audio și video să trebuiască să fie transmise separat, depinzând de sistemul de codificare utilizat. Primul format video definit a fost cel inventat de cei ce se intitulează modest Moving Picture Experts Group (MPEG - Grupul de experți în imagini în mișcare), dar de atunci au fost adăugate și altele. În plus față de *audio/basic*, un nou tip audio, *audio/mpeg* a fost adăugat în RFC 3003 pentru a permite oamenilor să trimită fișiere MP3 prin e-mail.

Tipul *application* este utilizat ca un colector pentru formatele care necesită prelucrare externă, neidentificate de nici unul dintre celelalte tipuri. Un *octet-stream* este doar o secvență de octeți nein-

terpretați. La primirea unui asemenea flux, un agent-utilizator ar trebui probabil să-l afișeze, sugerându-i utilizatorului să-l copieze într-un fișier și cerându-i un nume pentru acesta. Procesarea ulterioară este apoi la latitudinea utilizatorului.

Celălalt subtip definit este *postscript*, care se referă la limbajul PostScript, produs de Adobe Systems și larg utilizat pentru descrierea paginilor imprimate. Multe imprimante au înglobate interpretoare PostScript. Deși un agent-utilizator poate pur și simplu să apeleze un interpretor PostScript extern pentru a interpreta fișierele PostScript primite, acest lucru nu este lipsit de pericole. PostScript este un întreg limbaj de programare. Dându-i-se destul timp, o persoană suficient de masochistă ar putea scrie în PostScript un compilator de C, sau un sistem de management de baze de date. Afișarea unui mesaj primit în format PostScript se face executând programul PostScript conținut de acesta. Pe lângă afișarea unui text, acest program poate citi, modifica, sau șterge fișierele utilizatorului și poate avea și alte efecte laterale neplăcute.

Tipul *message* permite încapsularea în întregime a unui mesaj în altul. Această schemă este utilă, de exemplu pentru trimiterea mai departe a e-mailului, cu *forward*. Când un mesaj RFC 822 complet este încapsulat într-un mesaj exterior, ar trebui utilizat subtipul *rfc822*.

Subtipul *partial* face posibilă împărțirea unui mesaj încapsulat în bucăți de mesaj și trimiterea separată a acestora (de exemplu, dacă mesajul încapsulat este prea lung). Parametrii fac posibilă reasamblarea în ordinea corectă a tuturor părților, la destinație.

Și în sfârșit, subtipul *external-body* pate fi utilizat pentru mesaje foarte lungi (de exemplu, filme video). În loc de a include fișierul MPEG în mesaj, se dă o adresă FTP și agentul utilizator al receptorului o poate aduce din rețea în momentul în care este necesar. Această facilitate este în special utilă când se trimite un film la o întreagă listă de poștă și se presupune că doar câțiva dintre membrii acesteia îl vor vedea (gândiți-vă la e-mailurile inutile, conținând reclame video).

```
From: elinor@abcd.com
To: carolyn@xyz.com
MIME-Version: 1.0
Message-Id: <0704760941.AA00747@abcd.com>
Content-Type: multipart/alternative; boundary=qwertyuiopasdfghjklzxcvbnm
Subject: Pământul înconjoară soarele de un număr întreg de ori

Acesta este preambulul. Agentul utilizator îl ignoră. O zi bună.

--qwertyuiopasdfghjklzxcvbnm
Content-Type: text/richtext

Happy birthday to you
Happy birthday to you
Happy birthday dear <bold> Carolyn </bold>
Happy birthday to you

--qwertyuiopasdfghjklzxcvbnm
Content-Type: message/external-body;
 access-type=„anon-ftp”;
 site=„bicycle.abcd.com”;
 directory=„pub”;
 name=„birthday.snd;

content-type: audio/basic
content-transfer-encoding: base64
--qwertyuiopasdfghjklzxcvbnm
```

Fig. 7-13. Un mesaj multipart conținând alternative de tip text formatat și audio.

Ultimul tip este *multipart*, care permite unui mesaj să conțină mai multe părți, începutul și sfârșitul fiecărei părți fiind clar delimitat. Subtipul *mixed* permite fiecărei părți să fie diferită de celelalte, fără a avea o structură adițională impusă. Multe programe de e-mail permit utilizatorului să aibă una sau mai multe părți atașate la un mesaj text. Acestea sunt trimise folosind tipul *multipart*.

În contrast cu tipul *multipart*, subtipul *alternative* permite ca fiecare parte să conțină același mesaj, dar exprimat într-un alt mediu sau într-o codificare diferită. De exemplu, un mesaj ar putea fi trimis ca ASCII simplu, ca text formatat și ca PostScript. Un agent-utilizator proiectat corespunzător, la primirea unui asemenea mesaj, îl va afișa, dacă va fi posibil, în PostScript. A doua alegere va fi textul formatat. Dacă nici una dintre aceste alternative nu ar fi posibilă, s-ar afișa text ASCII obișnuit. Părțile ar trebui ordonate de la cea mai simplă, la cea mai complexă, pentru a ajuta receptorii care folosesc agenți-utilizator pre-MIME să înțeleagă mesajul (chiar și un utilizator pre-MIME poate citi text ASCII simplu). Subtipul *alternative* poate fi folosit de asemenea pentru limbaje multiple. În acest context, Rosetta Stone poate fi privit ca precursor al mesajului de tip *multipart/alternative*.

Un exemplu multimedia este prezentat în fig. 7-13. Aici, o felicitare este transmisă atât sub formă de text cât și sub formă de cântec. Dacă receptorul are facilități audio, agentul utilizator va aduce fișierul de sunet, *birthday.snd* și îl va interpreta. Dacă nu, versurile vor fi afișate pe ecran într-o liniște de mormânt. Părțile sunt delimitate de două cratime urmate de șirul (definit de utilizator) specificat în parametrul *boundary.*

Observați că antetul *Content-Type* apare în trei poziții în acest exemplu. La primul nivel indică faptul că mesajul are mai multe părți. În cadrul fiecărei părți specifică tipul și subtipul acesteia. În sfârșit, în corpul celei de-a doua părți, este necesar pentru a indica agentului utilizator ce fel de fișier extern trebuie să aducă. Pentru a exprima ușoara diferență de utilizare, s-au folosit litere mici, deși toate antetele sunt *case insensitive* (nu fac diferență între literele mari și cele mici). Antetul *content-transfer-encoding* este în mod similar necesar pentru orice corp extern care nu este codificat ca ASCII pe 7 biți.

Întorcându-ne la subtipurile corespunzătoare mesajelor *multipart*, vom spune că mai există două posibilități. Subtipul *parallel* este utilizat când toate părțile trebuie să fie interpretate simultan. De exemplu, adesea filmele au un canal audio și unul video. Ele sunt mai de efect dacă aceste două canale sunt interpretate în paralel și nu consecutiv.

În sfârșit, subtipul *digest* este utilizat când multe mesaje sunt împachetate împreună, într-unul compus. De exemplu, niște grupuri de dialog de pe Internet pot aduna mesaje de la abonații lor și apoi să le trimită în afară ca un singur mesaj de tip *multipart/digest*.

7.2.4 Transferul mesajelor

Sistemul de transfer de mesaje se ocupă cu transmiterea mesajelor de la expeditor la receptor. Cea mai simplă cale de a realiza acest lucru constă în stabilirea unei conexiuni de transport de la mașina sursă la cea de destinație și apoi, pur și simplu în trimiterea mesajului. După ce examinăm cum se face acest lucru în mod normal, vom studia câteva situații în care metoda nu funcționează și vom vedea ce trebuie făcut în aceste cazuri.

SMTP – Simple Mail Transfer Protocol (Protocol simplu de transfer de poștă)

În cadrul Internetului poșta electronică este livrată prin stabilirea de către mașina sursă a unei conexiuni TCP la portul 25 al mașinii de destinație. La acest port se află un demon de e-mail care știe **SMTP (Simple Mail Transfer Protocol)**. Acest demon acceptă conexiunile și copiază mesajele

de la ele în cutiile poștale corespunzătoare. Dacă mesajul nu poate fi livrat, se returnează transmițătorului un raport de eroare conținând prima parte a mesajului nelivrat.

SMTP este un protocol simplu de tip ASCII. După stabilirea conexiunii TCP la portul 25, mașina transmițătoare, operând în calitate de client, așteaptă ca mașina receptoare, operând ca server, să vorbească prima. Serverul începe prin a trimite o linie de text, declarându-și identitatea și spunând dacă este pregătit sau nu să primească mesaje. Dacă nu este, clienții eliberează conexiunea și încearcă din nou mai târziu.

```
                    S: 220 xyz.com SMTP service ready
C: HELO abcd.com
                    S: 250 xyz.com says hello to abcd.com
C: MAIL FROM: <elinor@abcd.com>
                    S: 250 sender ok
C: RCPT TO: <carolyn@xyz.com>
                    S: 250 recipient ok
C: DATA
          S: 354 Trimite mail; terminat cu "." pe linie nouă
C: From: elinor@abcd.com
C: To: carolyn@xyz.com
C: MIME-Version: 1.0
C: Message-Id: <0704760941.AA00747@abcd.com>
C: Content-Type: multipart/alternative; boundary=qwertyuiopasdfghjklzxcvbnm
C: Subject: Pământul înconjoară soarele de un număr întreg de ori
C:
C: Acesta este preambulul. Agentul utilizator îl ignoră. O zi bună.
C:
C: --qwertyuiopasdfghjklzxcvbnm
C: Content-Type: text/enriched
C:
C: Happy birthday to you
C: Happy birthday to you
C: Happy birthday dear <bold> Carolyn </bold>
C: Happy birthday to you
C:
C: --qwertyuiopasdfghjklzxcvbnm
C: Content-Type: message/external-body;
C: access-type="anon-ftp";
C: site="bicycle.abcd.com";
C: directory="pub";
C: name="birthday.snd";
C:
C: content-type: audio/basic
C: content-transfer-encoding: base64
C: --qwertyuiopasdfghjklzxcvbnm
C: .
                    S: 250 message accepted
C:QUIT
                    S: 221 xyz.com closing connection
```

Fig. 7-14. Transferul unui mesaj de la *elinor@abcd.com* la *carolyn@zxy.com*.

Dacă serverul este dispus să primească e-mail, clientul anunță de la cine vine scrisoarea și cui îi este adresată. Dacă un asemenea receptor există la destinație, serverul îi acordă clientului permisiunea să trimită mesajul. Apoi clientul trimite mesajul și serverul îl confirmă. În general nu este necesară atașarea unei sume de control deoarece TCP furnizează un flux sigur de octeți. Dacă mai există și alte mesaje, acestea sunt trimise tot acum. Când schimbul de mesaje, în ambele direcții, s-a încheiat, conexiunea este eliberată. În fig. 7-14 este prezentată o mostră de dialog referitoare la trimiterea mesajului din fig. 7-13, incluzând codurile numerice utilizate de SMTP. Liniile trimise de client sunt marcate cu C:, iar cele trimise de server cu S:.

Câteva comentarii în legătură cu fig. 7-14 ar putea fi utile. Prima comandă a clientului este într-adevăr *HELO*. Din posibilele abrevieri de patru caractere ale cuvântului *HELLO,* aceasta are numeroase avantaje față de concurenta sa cea mai mare. Motivul pentru care toate comenzile trebuiau să aibă patru caractere s-a pierdut în negura vremii.

În Fig.7-14, mesajul este trimis la un singur receptor și de aceea este utilizată o singură comandă *RCPT*. Mai multe asemenea comenzi sunt permise pentru a trimite un singur mesaj mai multor receptori. Fiecare dintre ele este confirmată sau rejectată individual. Chiar dacă unii dintre receptori sunt rejectați (deoarece ei nu există la destinație), mesajul poate fi trimis celor rămași.

În sfârșit, deși sintaxa comenzilor de patru caractere de la client este rigid specificată, sintaxa replicilor este mai puțin rigidă. Doar codul numeric contează cu adevărat. Fiecare implementare poate pune după cod ce șiruri de caractere vrea.

Pentru a înțelege mai bine cum funcționează SMTP și câteva din celelalte protocoale descrise în acest capitol, încercați-le! În orice caz, mai întâi mergeți la o mașină conectată la Internet. Într-un sistem UNIX introduceți comanda:

```
telnet mail.isp.com 25
```

înlocuind numele DNS cu numele serverului de mail al ISP-ului dvs. Pe un sistem Windows, faceți clic pe Start, apoi Run, apoi tastați comanda în căsuța de dialog. Această comandă va stabili o conexiune Telnet (adică TCP) pe portul 25 pe mașina respectivă. Portul 25 este portul SMTP (vezi Fig. 6-27 pentru câteva porturi uzuale). Probabil o sa primiți un răspuns de genul:

```
Trying 192.30.200.66...
Connected to mail.isp.com
Escape character is '^]'.
220 mail.isp.com Smail #74 ready at Thu, 25 Sept 2002 13:26 +0200
```

Primele trei linii spun ce face telnet-ul. Ultima linie este de la serverul SMTP de pe mașina de la distanță, anunțând disponibilitatea acesteia de a vorbi cu dvs. și de a accepta e-mail. Pentru a vedea ce comenzi acceptă, tastați:

```
HELP
```

De aici înainte, este posibilă o secvență de comenzi ca cea din fig. 7-14, începând cu comanda *HELO* dată de client.

E bine de notat faptul că folosirea liniilor de text ASCII pentru comenzi nu e un accident. Cele mai multe protocoale Internet funcționează așa. Folosirea textului ASCII face ca protocoalele foarte ușor de testat și depanat. Ele pot fi testate trimițând manual comenzi, cum am văzut mai sus, pentru care copiile mesajelor (eng.: dumps) sunt ușor de citit.

Chiar dacă protocolul SMTP este bine definit, mai pot apărea câteva probleme. O problemă este legată de lungimea mesajelor. Unele implementări mai vechi nu pot să lucreze cu mesaje mai mari de 64KB. O altă problemă se referă la expirări de timp (timeout). Dacă acestea diferă pentru server și client, unul din ei poate renunța, în timp ce celălalt este încă ocupat, întrerupând conexiunea în mod neașteptat. În sfârșit, în unele situații, pot fi lansate schimburi infinite de mesaje. De exemplu, dacă mașina 1 păstrează lista de poștă A și mașina 2 lista de poștă B și fiecare listă conține o intrare pentru cealaltă, atunci orice mesaj trimis oricăreia dintre cele două liste va genera o cantitate nesfârșită de trafic de e-mail.

Pentru a atinge câteva dintre aceste probleme, în RFC 2821 s-a definit protocolul SMTP extins (**ESMTP**). Clienții care doresc să-l utilizeze trebuie să trimită inițial un mesaj *EHLO* în loc de *HELO*. Dacă acesta este rejectat, atunci serverul este unul standard de tip SMTP și clientul va trebui să se comporte în modul obișnuit. Dacă *EHLO* este acceptat, înseamnă ca sunt permise noile comenzi și noii parametri.

7.2.5 Livrarea finală

Până acum, am presupus că toți utilizatorii lucrează pe mașini capabile să trimită și să primească e-mail. După cum am văzut, e-mail-ul este livrat prin stabilirea unei conexiuni TCP între expeditor și destinatar și apoi prin trimiterea e-mail-ului prin ea. Acest model a funcționat bine zeci de ani, atât timp cât toate calculatoarele din ARPANET (și mai târziu din Internet) erau, de fapt, conectate la rețea și gata să accepte conexiuni TCP.

Totuși, odată cu apariția celor care accesează Internet-ul folosind un modem cu care se conectează la ISP-ul lor, acest lucru nu mai ține. Problema este următoarea: Ce se întâmplă când Elinor vrea să-i trimită Carolynei un e-mail și Carolyn nu este conectată la rețea în acel moment? Elinor nu va putea să stabilească o conexiune TCP cu Carolyn și astfel, nu va putea utiliza protocolul SMTP.

O soluție este ca agentul de transfer de mesaje de pe o mașină ISP să accepte e-mail-ul pentru clienții săi și să-l stocheze în cutiile lor poștale pe o mașină a ISP-ului. Din moment ce acest agent poate fi conectat la rețea tot timpul, se poate trimite e-mail 24 de ore pe zi.

POP3

Din nefericire, această soluție dă naștere altei probleme: cum își ia utilizatorul e-mail-ul de la agentul de transfer de mesaje al ISP-ului? Soluția acestei probleme este crearea unui alt protocol care să permită agenților de transfer mesaje (aflați pe calculatoarele clienților) să contacteze agentul de transfer mesaje (de pe o mașină ISP) și să facă posibilă copierea e-mail-ului de la ISP la utilizator. Un astfel de protocol este **POP3** (**Post Office Protocol Version 3**- Protocol de poștă, versiunea 3), definit în RFC 1939.

Situația anterioară (când atât expeditorul cât și destinatarul aveau conexiune permanentă la Internet) este ilustrată în fig. 7-15(a). O situație în care expeditorul este efectiv conectat la rețea (online) dar destinatarul nu, este ilustrată în fig. 7-15(b).

POP3 începe când utilizatorul pornește programul cititor de poștă (mail reader). Acesta sună la ISP (în cază că nu există deja o conexiune) și stabilește o conexiune TCP cu agentul de transfer de mesaje, prin portul 110. Odată ce conexiunea a fost stabilită, protocolul POP3 trece succesiv prin următoarele trei stări:

1. Autorizare.

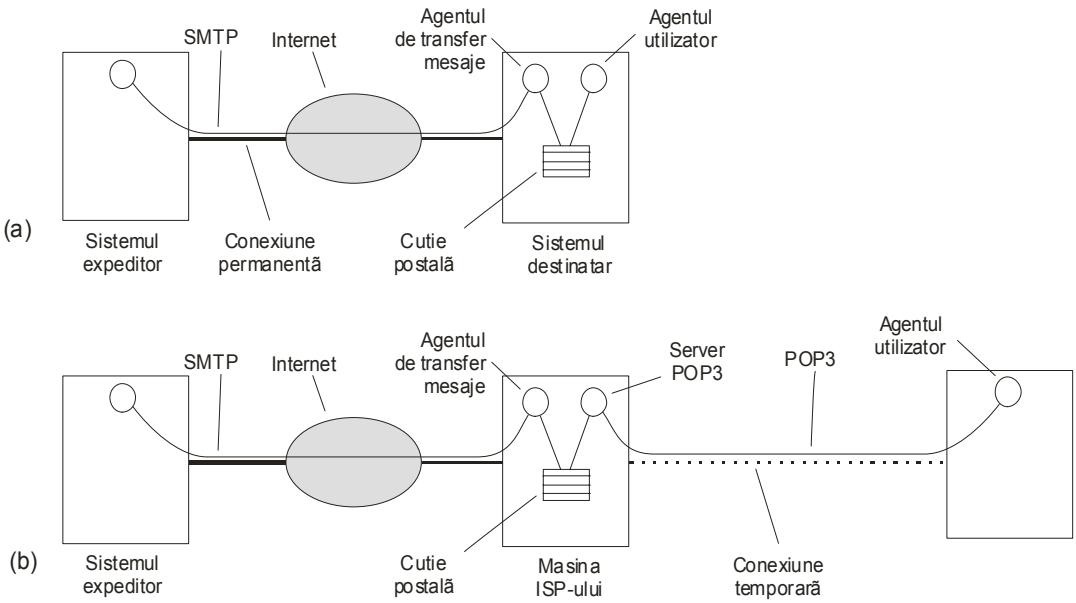


Fig. 7-15. (a) Trimiterea și citirea poștei când destinatarul are o conexiune permanentă la Internet, iar agentul utilizator rulează pe aceeași mașină ca și agentul de transfer de mesaje. (b) Citirea e-mail-ului când destinatarul are o conexiune comutată(dial-up) la un ISP.

2. Tranzacționare.
3. Actualizare.

Starea de autorizare se referă la admiterea utilizatorului în sistem (login). Starea de tranzacționare tratează colectarea e-mail-urilor și marcarea lor pentru ștergere din cutia poștală. Starea de actualizare se ocupă cu ștergerea efectivă a mesajelor.

Această comportare poate fi observată tastând ceva de genul:

```
telnet mail.isp.com 110
```

unde *mail.isp.com* reprezintă numele DNS al serverului de mail de la ISP. Telnet stabilește o conexiune TCP prin portul 110, pe care ascultă serverul POP3. După acceptarea conexiunii TCP, serverul trimite un mesaj ASCII anunțându-și prezența. De obicei, el începe cu +OK urmat de un comentariu. Un exemplu de scenariu este arătat în fig. 7-16 începând după ce conexiunea TCP a fost stabilită. Ca și mai înainte, liniile marcate cu *C:* sunt ale clientului (utilizatorului) iar cele cu *S:* sunt ale serverului (agentul de transfer de mesaje de la ISP).

În timpul stării de autorizare, clientul trimite numele său de utilizator și parola. După conectarea cu succes, clientul poate să trimită comanda *LIST*, care determină serverul să listeze conținutul cutiei poștale. Lista este terminată cu un punct.

Apoi, clientul poate regăsi mesajele folosind comanda *RETR* și le poate marca pentru ștergere cu *DELE*. Când toate mesajele au fost primite (și eventual marcate pentru ștergere), clientul trimite comanda *QUIT* pentru terminarea stării de tranzacționare și intrarea în starea de actualizare. Când serverul a șters toate mesajele, el trimite un răspuns și desființează conexiunea TCP.

```
                    S: +OK Serverul POP3 este pregătit
C: USER carolyn
                    S: +OK
C: PASS vegetables
                    S: +OK autentificare cu succes
C: LIST
                    S: 1 2505
                    S: 2 14302
                    S: 3 8122
                    S: .
C: RETR 1
                    S: (trimite mesajul 1)
C: DELE 1
C: RETR 2
                    S: (trimite mesajul 2)
C: DELE 2
C: RETR 3
                    S: (trimite mesajul 3)
C: DELE 3
C: QUIT
                    S: +OK Serverul POP3 întrerupe legătura
```

Fig. 7-16. Folosirea protocolului POP3 pentru a aduce trei mesaje.

Deși este adevărat că protocolul POP3 are abilitatea de a descărca un anumit mesaj sau un anumit grup de mesaje păstrându-le pe server, cele mai multe programe de e-mail descarcă tot și golesc cutia poștală. Ca urmare, practic singura copie rămâne înregistrată pe discul utilizatorului. Dacă acesta se strică, toate e-mail-urile pot fi pierdute definitiv.

Să recapitulăm pe scurt cum lucrează e-mail-ul pentru clienții unui ISP. Elinor creează un mesaj pentru Carolyn folosind un program de e-mail (adică, agentul utilizator) și face clic pe o icoană pentru a-l trimite. Programul de e-mail trimite mesajul agentului de transfer de mesaje de pe calculatorul Elinorei. Agentul de transfer de mesaje vede că mail-ul este pentru *carolyn@xyz.com* și folosește DNS pentru a căuta înregistrarea MX pentru *xyz.com* (unde *xyz.com* este ISP-ul Carolynei). Această cerere întoarce numele DNS al serverului de mail *xyz.com*. Agentul de transfer de mesaje caută acum adresa IP a acestei mașini folosind din nou DNS, de exemplu *gethostbyname*. Apoi, el stabilește o conexiune TCP cu serverul SMTP pe portul 25 de pe această mașină. Folosind o secvență de comenzi SMTP, asemănătoare celei din fig. 7-14, el transferă mesajul în cutia poștală a Carolynei și întrerupe conexiunea TCP.

După un timp, Carolyn își pornește PC-ul său, se conectează la ISP și pornește programul de e-mail. Programul de e-mail stabilește o conexiune TCP cu serverul POP3 pe portul 110 al serverului de poștă al ISP-ului. Numele DNS sau adresa IP a acestei mașini este configurată în mod normal atunci când programul de e-mail este instalat sau când este făcut contractul cu ISP-ul. După ce conexiunea TCP a fost stabilită, programul de e-mail al Carolynei lansează protocolul POP3 pentru a aduce conținutul cutiei sale poștale pe discul fix folosind comenzi ca cele din fig. 7-16. Odată ce a fost transferat tot e-mail-ul, conexiunea TCP este eliberată. De fapt, conexiunea cu ISP-ul poate fi desființată acum, din moment ce tot e-mailul este pe discul fix al Carolynei. Desigur, pentru a trimite un răspuns, va fi nevoie din nou de conexiunea cu ISP-ul, care, în general, nu este întreruptă imediat după aducerea poștei.

IMAP

Pentru un utilizator cu un singur cont de e-mail, la un singur ISP, care este tot timpul accesat de la un singur PC, POP3 este bun și larg folosit datorită simplității și robusteții sale. Totuși, există în industria calculatoarelor un adevăr bine înrădăcinat, acela că imediat ce un lucru funcționează bine, cineva va începe să ceară mai multe facilități (și să aibă mai multe probleme). Asta s-a întâmplat și cu e-mail-ul. De exemplu, multă lume are un singur cont de e-mail la serviciu sau la școală și vrea să-l acceseze de pe PC-ul de acasă, de pe calculatorul portabil în călătoriile de afaceri și din Internet café-uri în vacanțe. Cu toate că POP3 permite asta, din moment ce în mod normal el descarcă toate mesajele la fiecare conectare, rezultatul constă în răspândirea e-mail-ului utilizatorului pe mai multe mașini, mai mult sau mai puțin la întâmplare, unele dintre ele nefiind ale utilizatorului.

Acest dezavantaj a dat naștere unei alternative a protocolului de livrare finală, **IMAP (Internet Message Access Protocol –** Protocol pentru accesul mesajelor în Internet), care este definit în RFC 2060. Spre deosebire de POP3, care în mod normal presupune că utilizatorul își va goli căsuța poștală la fiecare conectare și va lucra deconectat de la rețea (off-line) după aceea, IMAP presupune că tot e-mail-ul va rămâne pe server oricât de mult, în mai multe căsuțe poștale. IMAP prevede mecanisme extinse pentru citirea mesajelor sau chiar a părților de mesaje, o facilitate folositoare când se utilizează un modem încet pentru citirea părții textuale a unui mesaj cu mai multe părți audio și video de mari dimensiuni. Întrucât premisa de folosire este că mesajele nu vor fi transferate pe calculatorul utilizatorului în vederea stocării permanente, IMAP asigură mecanisme pentru crearea, distrugerea și manipularea mai multor cutii poștale pe server. Astfel, un utilizator poate păstra o cutie poștală pentru fiecare corespondent și poate muta aici mesajele din inbox după ce acestea au fost citite.

IMAP are multe facilități, ca de exemplu posibilitatea de a se referi la un mesaj nu prin numărul de sosire, ca în fig. 7-8, ci utilizând atribute (de exemplu, dă-mi primul mesaj de la Bobbie). Spre deosebire de POP3, IMAP poate de asemenea să accepte atât expedierea mesajelor spre destinație cât și livrarea mesajelor venite.

Stilul general al protocolului IMAP este similar cu cel al POP3-ului, după cum se arată în fig. 7-16, cu excepția faptului că există zeci de comenzi. Serverul IMAP ascultă pe portul 143. În fig. 7-17 este prezentată o comparație între POP3 și IMAP. E bine de notat, totuși, că nu toate ISP-urile oferă ambele protocoale și că nu toate programele de e-mail le suportă pe amândouă. Așadar, atunci când alegeți un program de e-mail, este important să aflați ce protocoale suportă și să vă asigurați că ISP-ul oferă cel puțin unul din ele.

Caracteristica	POP3	IMAP
Unde este definit protocolul	RFC 1939	RFC 2060
Portul TCP folosit	110	143
Unde este stocat e-mail-ul	PC-ul utilizatorului	Server
Unde este citit e-mail-ul	Off-line	On-line
Timpul necesar conectării	Mic	Mare
Folosirea resurselor serverului	Minimă	Intensă
Mai multe cutii poștale	Nu	Da
Cine face copii de siguranță la cutiile poștale	Utilizatorul	ISP-ul
Bun pentru utilizatorii mobili	Nu	Da
Controlul utilizatorului asupra scrisorilor preluate	Mic	Mare
Descărcare parțială a mesajelor	Nu	Da
Volumul discului alocat (disk quota) este o problemă	Nu	Ar putea fi în timp
Simplu de implementat	Da	Nu
Suport răspândit	Da	În creștere

Fig. 7-17. O comparație între POP3 și IMAP.

Facilități de livrare

Indiferent dacă este folosit POP3 sau IMAP, multe sisteme oferă legături pentru procesarea adițională a mesajelor e-mail sosite. Un instrument deosebit de valoros pentru mulți utilizatori de e-mail este reprezentat de capacitatea de a construi filtre. Acestea sunt reguli care se verifică la sosirea mesajelor sau la pornirea agentului utilizator. Fiecare regulă specifică o condiție și o acțiune. De exemplu, o regulă ar putea spune că orice mesaj venit de la șef trebuie pus în cutia poștală numărul 1, orice mesaj de la un anumit grup de prieteni se duce în cutia poștală numărul 2 și orice alt mesaj conținând anumite cuvinte în Subiect este aruncat fără comentarii.

Unii ISP oferă filtre care clasifică automat mesajele sosite ca fiind importante sau nerelevante (spam) și memorează fiecare mesaj în cutia poștală corespunzătoare. Asemenea filtre funcționează verificând mai întâi dacă sursa este un autor cunoscut de mesaje „spam". Apoi examinează subiectul. Dacă sute de utilizatori au primit un mesaj cu același subiect, probabil că el este nerelevant. Există și alte tehnici folosite pentru detecția mesajelor lipsite de importanță.

O altă caracteristică a livrării, pusă la dispoziție adesea, este posibilitatea de a retrimite (temporar) poșta la o adresă diferită. Această adresă poate fi și un calculator utilizat de un serviciu comercial de comunicații, care va contacta utilizatorul prin radio sau satelit, afișând *Subject:* linie pe pagerul său.

O altă trăsătură comună a livrării finale este abilitatea de a instala un **demon de vacanță**. Acesta este un program care examinează fiecare mesaj sosit și trimite o replică insipidă cum ar fi:

Salut. Sunt în vacanță. Mă întorc pe 24 august. O zi bună.

Asemenea răspunsuri pot să specifice, de asemenea, cum să fie tratate problemele urgente, alte persoane care pot fi contactate pentru probleme specifice etc. Majoritatea demonilor de vacanță păstrează urma celor cărora le-au trimis replici și se abțin de la a trimite unei aceleiași persoane o a doua asemenea replică. Demonii buni verifică și dacă mesajul sosit a fost trimis de la o listă de mail și în acest caz, nu mai răspund deloc. (Cei care trimit mesaje în timpul verii la liste mari de e-mail, probabil că nu doresc să primească sute de replici în care să le fie detaliate planurile de vacanță ale fiecăruia.)

Autorul s-a lovit recent de o formă extremă de prelucrare a livrării când a trimis o scrisoare unei persoane care pretinde că primește 600 de mesaje pe zi. Identitatea sa nu va fi deconspirată aici, ca nu cumva jumătate dintre cititorii acestei cărți să-i trimită și ei scrisori. Să-l numim în continuare John.

John și-a instalat un robot de e-mail care verifică fiecare mesaj sosit, ca să vadă dacă este de la un nou corespondent. Dacă este așa, trimite înapoi o replică standard în care explică faptul că nu mai poate să citească personal toate mesajele. În schimb a produs un document FAQ (Frequently Asked Questions) personal, unde răspunde la multe întrebări care i se pun de obicei. În mod normal, grupurile de știri și nu persoanele au documente FAQ.

Documentul FAQ al lui John dă adresa acestuia, numărul de fax și numerele de telefon și spune cum poate fi contactată firma sa. Arată cum poate fi chemat ca vorbitor și explică cum pot fi obținute lucrările sale și alte documente. Furnizează de asemenea referințe la programele scrise de el, o conferință pe care o organizează, un standard al cărui editor este și așa mai departe. E posibil ca această abordare să fie necesară, dar poate că un FAQ personal reprezintă simbolul final al statutului.

Poșta electronică pe Web (Webmail)

Un subiect care merită menționat este poșta electronică pe Web. Anumite situri de Web, cum ar fi Hotmail sau Yahoo oferă servicii de poștă electronică oricui dorește. Ele funcționează după cum

urmează. Au agenți normali de transfer de mesaje, care așteaptă la portul 25 conexiuni noi de SMTP. Pentru a contacta, să spunem Hotmail, trebuie să obțineți înregistrarea sa DNS *MX*, de exemplu tastând

```
host —a —v hotmail.com
```

pe un sistem UNIX. Să presupunem că serverul de poștă electronică se numește *mx10.hotmail.com*; atunci tastând

```
telnet mx10.hotmail.com 25
```

se poate stabili o conexiune TCP prin care se pot trimite comenzi SMTP în modul obișnuit. Deocamdată, nimic special, cu excepția faptului că aceste servere mari sunt adeseori ocupate, ca atare se poate să dureze ceva mai mult până vă este acceptată o cerere de conexiune TCP.

Partea interesantă este cum se transmite poșta electronică. În principiu, atunci când utilizatorul se duce la pagina de Web a poștei electronice, îi este prezentat un formular în care i se cere un nume de cont și o parolă. Când utilizatorul face clic pe **Sign In**, numele de cont și parola sunt trimise serverului, care le validează. Dacă autentificarea s-a făcut cu succes, serverul găsește cutia poștală a utilizatorului și construiește o listă similară cu cea din fig. 7-8, cu diferența că are formatul unei pagini de Web în HTML. Pagina Web este transmisă apoi programului de navigare pentru a fi afișată. Pe multe din elementele paginii se pot executa clic-uri, astfel că mesajele pot fi citite, șterse, ș.a.m.d.

7.3 WORLD WIDE WEB

Web-ul este un context arhitectural pentru accesul la documente, răspândite pe mii de mașini din Internet, între care există legături. În 10 ani a evoluat de la o aplicație pentru transmiterea de date utile pentru fizica energiilor înalte la o aplicație despre care milioane de oameni cred că este Internetul. Popularitatea sa enormă se datorează faptului că are o interfață grafică plină de culoare, ușor de utilizat de către începători și în același timp oferă o cantitate imensă de informație - de la animale mitologice la tribul Zulu, pe aproape orice subiect posibil.

Web-ul (cunoscut și ca **WWW**) a apărut în 1989 la CERN, Centrul European de Cercetări Nucleare. CERN are câteva acceleratoare utilizate de echipe mari de cercetători din țările europene pentru cercetări în fizica particulelor. Deseori aceste echipe au membri din peste zece țări. Majoritatea experiențelor sunt foarte complicate și necesită ani de pregătire și construire de echipamente. Web-ul a apărut din necesitatea de a permite cercetătorilor răspândiți în lume să colaboreze utilizând colecții de rapoarte, planuri, desene, fotografii și alte tipuri de documente aflate într-o continuă modificare.

Propunerea inițială pentru crearea unei colecții de documente având legături între ele (Web) a fost făcută de fizicianul Tim Berners-Lee, fizician la CERN, în martie 1989. Primul prototip (bazat pe text) era operațional 18 luni mai târziu. În decembrie 1991, s-a făcut o demonstrație publică la conferința Hypertex'91 în San Antonio, Texas.

Aceasta demonstrație și publicitatea aferentă au atras atenția altor cercetători, fapt care l-a determinat pe Marc Andreessen de la University of Ilinois să înceapă să dezvolte primul program de navigare grafic, Mosaic. Acesta a fost lansat în februarie 1993. Mosaic a fost atât de popular încât un an mai târziu Marc Andreessen a plecat pentru a forma o nouă companie, Netscape Communications Corp., care se ocupa cu dezvoltarea de software pentru Web. Când Netscape a devenit o com-

panie publică în 1995, investitorii, care probabil că au crezut că este vorba de un fenomen de tip Microsoft, au plătit 1,5 miliarde de dolari pentru acțiunile companiei. Acest record a fost cu atât mai neașteptat cu cât compania avea un singur produs, opera în deficit și anunțase probabilii investitori că nu se așteaptă la beneficii în viitorul apropiat. În următorii trei ani, Netscape Navigator și produsul Internet Explorer al companiei Microsoft au intrat într-un „război al programelor de navigare", fiecare din produse încercând cu frenezie adăugarea de noi opțiuni (și astfel a mai multor erori) decât celălalt. În 1998, America Online a cumpărat Netscape Communications Corp. pentru suma de 4.2 miliarde $, încheind astfel durata scurtă în care Netscape a fost o companie independentă.

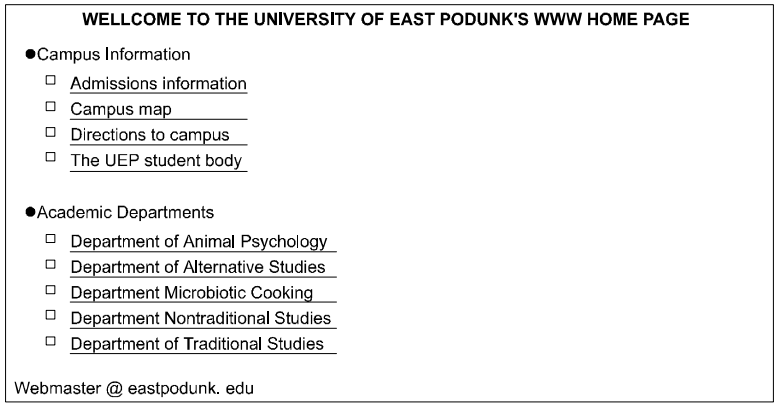
În 1994, CERN și M.I.T. au semnat o înțelegere pentru a forma **Consorțiul World Wide Web** (câteodată abreviat ca **W3C**), o organizație care are ca obiectiv dezvoltarea Web-ului, standardizarea protocoalelor, și încurajarea interoperabilității între situri. Berners-Lee a devenit director. De atunci, sute de universități și companii au intrat în consorțiu. M.I.T. coordonează partea americană a consorțiului în timp ce centrul de cercetări francez, INRIA, coordonează partea europeană. Deși există foarte multe cărți despre Web, cel mai bun loc pentru găsirea unor informații la zi despre el este (în mod natural) chiar Web-ul. Pagina consorțiului are adresa *www.w3.org* . Cititorii interesați vor găsi acolo legături la pagini care acoperă toate documentele și activitățile consorțiului.

7.3.1 Aspecte arhitecturale

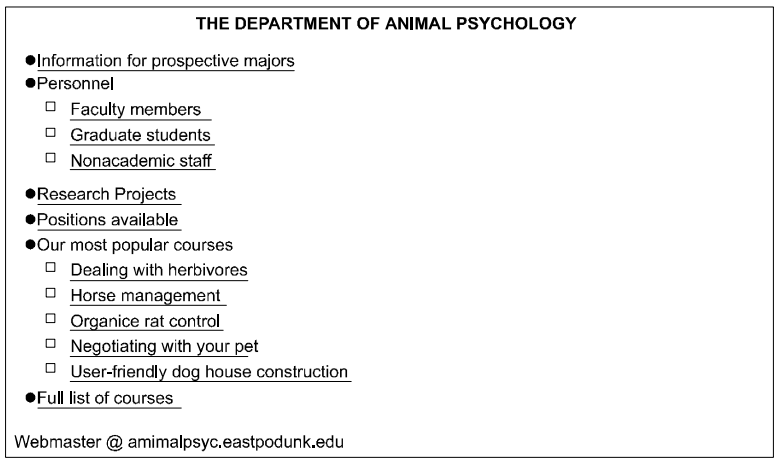
Din punctul de vedere al utilizatorului, Web-ul constă dintr-o colecție imensă de documente sau **pagini de Web (Web pages)**, adesea numite prescurtat **pagini**, răspândite în toată lumea. Fiecare pagină poate să conțină legături (indicatori) la alte pagini, aflate oriunde în lume. Utilizatorii pot să aleagă o legătură prin execuția unui clic care îi va aduce la pagina indicată de legătură. Acest proces se poate repeta la nesfârșit. Ideea ca o pagină să conțină legături către altele a fost inventată în 1945, cu mult înainte de a se fi inventat Internet-ul, de către Vannevar Bush, un profesor vizionar de la departamentul de inginerie electrică al M.I.T.

Paginile pot să fie văzute cu ajutorul unui **program de navigare** (**browser**). Internet Explorer și Netscape Navigator sunt cele mai cunoscute programe de navigare. Programul de navigare aduce pagina cerută, interpretează textul și comenzile de formatare conținute în text și afișează pagina, formatată corespunzător, pe ecran. Un exemplu este prezentat în fig. 7-18(a). Ca majoritatea paginilor de Web, începe cu un titlu, conține informații și se termină cu adresa de poștă electronică a celui care menține pagina. Șirurile de caractere care reprezintă legături la alte pagini, se numesc **hiper-legături**, sunt afișate în mod diferit, fiind subliniate și/sau colorate cu o culoare specială. Pentru a selecta o legătură, utilizatorul va plasa cursorul pe zona respectivă, ceea ce va determina schimbarea formei cursorului și va executa un clic. Deși există programe de navigare fără interfață grafică, ca de exemplu Lynx, ele nu sunt atât de utilizate ca programele de navigare grafice, astfel încât în continuare ne vom referi numai la ultimele. Au fost dezvoltate și programe de navigare bazate pe voce.

Utilizatorii care sunt interesați să afle mai multe despre „Department of Animal Psichology" vor selecta numele respectiv (apare subliniat). Programul de navigare va aduce pagina la care este legat numele respectiv și o va afișa, așa cum se vede în fig. 7-18(b). Șirurile subliniate aici pot să fie selectate la rândul lor pentru a aduce alte pagini și așa mai departe. Noua pagină se poate afla pe aceeași mașină ca și prima sau pe o mașină aflată undeva pe glob la polul opus. Utilizatorul nu va ști. Aducerea paginilor este realizată de către programul de navigare, fără nici un ajutor din partea utilizatorului. Dacă utilizatorul se va întoarce la prima pagină, legăturile care au fost deja utilizate vor fi afișate



(a)



(b)

Fig. 7-18. (a) O pagină de Web. (b) pagina la care se ajunge dacă se selectează Department of Animal Psychology

altfel decât celelalte (subliniate cu linie punctată sau utilizând o altă culoare) pentru a fi deosebite de cele care nu au fost încă selectate. De notat că selecția liniei *Campus Information* din prima pagină nu are nici un efect. Nu este subliniată, ceea ce înseamnă că este pur și simplu un text care nu este legat de o altă pagină.

Modelul de bază al funcționării Web-ului este arătat in fig. 7-19. Aici un program de navigare afișează o pagină de Web pe mașina clientului. Atunci când utilizatorul face clic pe linia de text ce indică spre o pagină de pe serverul *abcd.com*, programul de navigare urmează hiper-legătura trimițând un mesaj serverului *abcd.com* în care se cere pagina respectivă. Atunci când pagina sosește, ea este afișată. Dacă această pagină conține o hiper-legătură către o pagină de pe serverul *xyz.com* pe care utilizatorul face clic, programul de navigare trimite o cerere mașinii respective pentru acea pagină, și așa mai departe la nesfârșit.

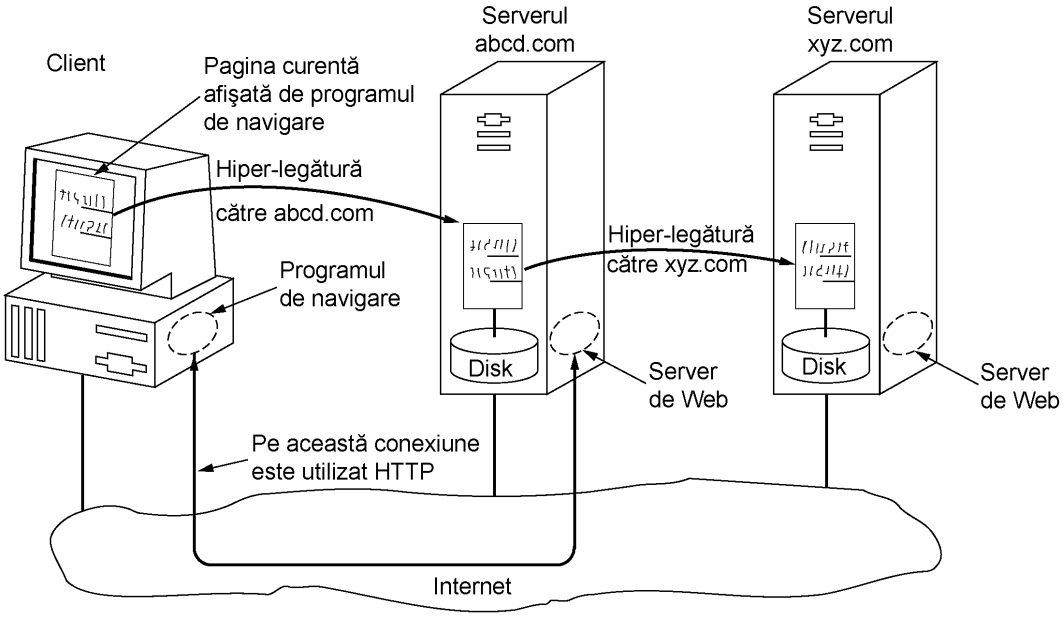


Fig. 7-19. Părțile componente ale modelului Web-ului

Aspecte privind clientul

Să examinăm acum în detaliu aspectele ce privesc clientul din fig. 7-19. În esență, un program de navigare este o aplicație capabilă să afișeze o pagină de Web și să capteze clicurile mouse-ului pe elemente ale paginii afișate. Când un element este selectat, programul de navigare urmează hiper-legătura și obține pagina selectată. Ca atare, hiper-legătura conținută în pagină necesită o modalitate de a adresa prin nume orice altă pagină de pe Web. Paginile sunt adresate prin nume folosind **URL-uri (Uniform Resource Locators,** rom.: **Localizatoare Uniforme de Resurse)**. Un URL tipic este

http://www.abcd.com/products.html

Vom explica ce înseamnă URL mai târziu, în cadrul capitolului curent. Deocamdată, este suficient să știm că un URL are trei părți: numele protocolului *(http*), numele calculatorului pe care se găsește pagina (*www.abcd.com*) și numele fișierului care conține pagina (*products.html*).

Când un utilizator execută un clic pe o hiper-legătură, programul de navigare urmează o serie de etape pentru a obține pagina indicată de hiper-legătură. Să presupunem ca utilizatorul navighează pe Web și găsește o legătura despre telefonia pe Internet care indică spre pagina principală a ITU, *http://www.itu.org/home/index.html*. Să urmăm etapele parcurse când această legătură este selectată.

1. Programul de navigare determină URL (pe baza selecției).
2. Programul de navigare întreabă DNS care este adresa IP pentru *www.itu.org*.
3. DNS răspunde cu 156.106.192.32.
4. Programul de navigare realizează conexiunea TCP cu portul 80 al 156.106.192.32.
5. Trimite o cerere pentru fișierul */home/index.html.*
6. Serverul *www.itu.org* transmite fișierul */home/index.html.*
7. Conexiunea TCP este eliberată.
8. Programul de navigare afișează textul din */home/index.html.*
9. Programul de navigare aduce și afișează toate imaginile din acest fișier.

Multe programe de navigare informează despre etapa care se execută într-o fereastră de stare, în partea de jos a paginii. În acest mod, dacă performanțele sunt slabe, utilizatorul poate să știe dacă este vorba de faptul că DNS nu răspunde, că serverul nu răspunde, sau pur și simplu de congestia rețelei în timpul transmisiei paginii.

Pentru a afișa noua pagină (sau orice pagină), programul de navigare trebuie să înțeleagă forma în care este scrisă. Pentru a permite tuturor programelor de navigare să înțeleagă orice pagină de Web, paginile de Web sunt scrise într-un limbaj standardizat numit HTML, care descrie paginile de Web. Vom discuta acest limbaj mai târziu în acest capitol.

Deși un program de navigare este în principiu un interpretor de HTML, majoritatea programelor de navigare au numeroase butoane și opțiuni care ajută navigarea prin Web. Multe au un buton pentru revenirea la pagina anterioară, un buton pentru a merge la pagina următoare (acest buton este operațional numai după ce utilizatorul s-a întors înapoi dintr-o pagină) și un buton pentru selecția paginii personale (home page). Majoritatea programelor de navigare au un buton sau un meniu pentru înregistrarea unei adrese de pagină (bookmark) și un altul care permite afișarea unor adrese înregistrate, făcând astfel posibilă revenirea la o pagină cu ajutorul câtorva selecții simple realizate cu mausul. Paginile pot să fie salvate pe disc sau tipărite. Sunt disponibile numeroase opțiuni pentru controlul ecranului și configurarea programului de navigare conform dorințelor utilizatorului.

În afară de text obișnuit (nesubliniat) și hipertext (subliniat), paginile de Web pot să conțină iconițe, desene, hărți, fotografii. Fiecare dintre acestea poate să fie, în mod opțional, legată la altă pagină. Dacă se selectează unul dintre aceste elemente, programul de navigare va aduce pagina respectivă și o va afișa, așa cum se întâmplă în cazul selectării unui text. Pentru imaginile care sunt fotografii sau hărți, alegerea paginii care se aduce poate să depindă de regiunea din imagine pe care se face selecția.

Nu toate paginile conțin HTML. O pagină poate fi formată dintr-un document în format PDF, o iconiță în format GIF, o fotografie în format JPEG, o melodie în format MP3, o înregistrare video în format MPEG sau oricare din cele alte câteva sute de tipuri de fișiere. Deoarece paginile în forma standard HTML pot avea legături către oricare din acestea, programul de navigare are o problemă atunci când întâlnește o pagină pe care nu o poate interpreta.

În loc sa facă programele de navigare din ce în ce mai mari, înglobând interpretoare pentru o colecție de tipuri de fișiere în creștere rapidă, majoritatea programelor de navigare au ales o soluție mai generală. Atunci când un server întoarce o pagină, el întoarce de asemenea informații adiționale despre acea pagină. Această informație include tipul MIME al paginii (fig. 7-12). Paginile de tipul *text/html* sunt afișate direct, ca și paginile de alte câteva tipuri interpretate implicit. Dacă tipul MIME nu este unul dintre acestea, programul de navigare își consultă tabela de tipuri MIME pentru a afla cum să afișeze pagina. Această tabelă asociază un tip MIME cu o aplicație de vizualizare.

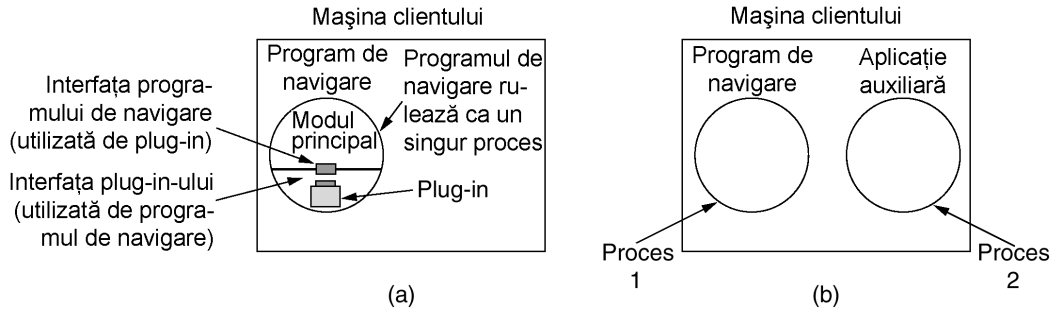


Fig. 7-20. (a) Un plug-in al programului de navigare. (b) O aplicație auxiliară

Există două posibilități: plug-in-uri și programe auxiliare (*helper applications*). Un **plug-in** este un modul pe care programul de navigare îl obține dintr-un director special de pe disc și îl instalează ca o extensie al însuși programului de navigare, așa cum se arată în fig. 7-20(a). Deoarece plug-in-urile se execută în interiorul programului de navigare, acestea au acces la pagina curentă și pot să modifice modul în care aceasta este afișată. După ce plug-in-ul a terminat ceea ce avea de făcut (de obicei după ce utilizatorul s-a deplasat la altă pagină de Web), acesta este scos din memoria programului de navigare.

Fiecare program de navigare are o colecție de proceduri pe care toate plug-in-urile trebuie să le implementeze pentru ca programul de navigare să poată executa plug-in-ul. De exemplu, există de obicei o procedură pe care modulul principal al programului de navigare o apelează pentru a oferi plug-in-ului date ce trebuie afișate. Această colecție de proceduri constituie interfața unui plug-in și este particulară fiecărui program de navigare.

În plus, programul de navigare pune la dispoziția plug-in-ului propria sa colecție de proceduri. Procedurile tipice din interfața programului de navigare se referă la alocarea și eliberarea memoriei, afișarea de mesaje în fereastra de stare a programului de navigare sau obținerea parametrilor acestuia.

Înainte ca un plug-in să poată fi folosit, acesta trebuie instalat. Procedura uzuală de instalare este ca utilizatorul să navigheze la situl de Web al plug-in-ului și să copieze un fișier de instalare. Pe sistemele Windows, acesta este de obicei o arhivă zip cu decompresie automată cu extensia *.exe*. Când pe acest fișier se execută un dublu clic, se execută un program de mici dimensiuni atașat părții de început a fișierului. Acest program decomprimă plug-in-ul și îl copiază în directorul de plug-in-uri al programului de navigare. Apoi execută apelurile necesare pentru înregistrarea tipului MIME corespunzător și asocierea acestuia cu plug-in-ul. Pe sistemele UNIX, fișierul de instalare este in mod frecvent un fișier de comenzi care se ocupă de copiere și înregistrare.

Cea de-a doua modalitate de extindere a unui program de navigare este utilizarea **aplicațiilor auxiliare (helper applications)**. Acestea sunt programe complete ce se execută ca procese separate. Acest fapt este ilustrat în fig. 7-20(b). Deoarece acestea sunt programe separate, nu oferă nici o interfață programului de navigare și nu utilizează serviciile acestuia. De obicei însă acceptă doar numele unui fișier temporar unde a fost stocat conținutul paginii, deschide acest fișier și îi afișează conținutul. De obicei, aplicațiile auxiliare sunt programe de dimensiuni mari care există independent de programul de navigare, cum ar fi Adobe Acrobat Reader pentru afișarea fișierelor PDF, sau Microsoft Word. Unele programe (cum ar fi Acrobat) dispun de un plug-in care execută aplicația auxiliară.

Multe aplicații auxiliare folosesc tipul MIME *application*. A fost definit un număr considerabil de subtipuri, de exemplu *application/pdf* pentru fișiere PDF și *application/msword* pentru fișiere Word. În acest mod, un URL poate să indice direct către un fișier PDF sau Word și atunci când utilizatorul execută un clic asupra sa aplicațiile Acrobat sau Word sunt pornite automat și li se transmite numele fișierului temporar ce conține datele ce trebuie afișate. Ca atare, programele de navigare pot fi configurate să trateze un număr teoretic nelimitat de tipuri de documente, fără schimbări aduse programului de navigare. Serverele de Web moderne sunt adesea configurate cu sute de combinații de tipuri/subtipuri și combinații noi sunt adăugate de fiecare dată când este instalat un program nou.

Aplicațiile auxiliare nu sunt restricționate la utilizarea tipului MIME *application*. Adobe Photoshop folosește *image/x-photoshop* și RealOne Player poate trata de exemplu *audio/mp3*.

Pe sistemele Windows, atunci când un program este instalat pe un calculator, el înregistrează tipurile MIME pe care dorește să le trateze. Acest mecanism conduce la conflicte atunci când mai multe aplicații sunt disponibile pentru vizualizarea unui subtip, cum ar fi *video/mpg*. Ceea ce se în-

tâmplă este că ultimul program ce se înregistrează supraînscrie asociațiile existente (tip MIME, aplicație auxiliară), captând tipul pentru sine. Ca o consecință, instalarea unui nou program poate schimba modul în care un program de navigare tratează tipurile existente.

Pe sistemele UNIX, acest proces de înregistrare nu se face în general automat. Utilizatorul trebuie să schimbe anumite fișiere de configurare. Această abordare conduce la un volum mai mare de muncă dar la surprize mai puține.

Programele de navigare pot de asemenea deschide fișiere locale în loc de a le obține de pe servere de Web de la distanță. Deoarece fișierele locale nu au tipuri MIME, programul de navigare necesită o metodă pentru a determina ce plug-in sau aplicație auxiliară trebuie folosit pentru alte tipuri decât cele tratate implicit ca *text/html* sau *image/jpeg*. Pentru tratarea fișierelor locale, aplicațiile auxiliare pot fi asociate și cu o extensie de fișier, ca și cu un tip MIME. Considerând configurația standard, deschiderea fișierului *foo.pdf* îl va încărca în Acrobat și deschiderea fișierului *bar.doc* îl va încărca în Word. Anumite programe de navigare folosesc tipul MIME, extensia fișierului și chiar informații din interiorul fișierului pentru a ghici tipul MIME. În special Internet Explorer se bazează în primul rând pe extensia fișierului decât pe tipul MIME atunci când acest lucru este posibil.

Și aici pot apare conflicte deoarece multe programe sunt dispuse, de fapt dornice să trateze *mpg*, de exemplu. În timpul instalării, programele create pentru profesioniști afișează frecvent căsuțe de selecție pentru tipurile MIME și extensiile pe care sunt pregătite să le trateze pentru a permite utilizatorului selecția celor dorite pentru a preveni astfel supraînscrierea accidentală a asociațiilor existente. Programele ce au ca țintă marea masă a consumatorilor presupun că utilizatorul nu știe ce este un tip MIME și pur și simplu acaparează tot ce pot fără să țină seama de ceea ce au făcut programele instalate anterior.

Capacitatea de a extinde programul de navigare cu un număr mare de tipuri noi este utilă, dar poate duce și la probleme. Atunci când Internet Explorer obține un fișier cu extensia *exe* își da seama că acest fișier este un program executabil și ca atare nu are o aplicație adițională asociată. Acțiunea evidentă este execuția fișierului. Însa această acțiune poate fi o problemă de securitate enormă. Tot ceea ce trebuie să facă un site de Web rău intenționat este să ofere o pagină de Web, de exemplu cu fotografii de staruri de cinema sau sportive, toate imaginile indicând către un virus. Un singur clic pe o imagine determină ca un program executabil necunoscut și posibil ostil să fie copiat și executat pe mașina utilizatorului. Pentru a preveni astfel de vizitatori nedoriți, Internet Explorer poate fi configurat să fie selectiv în a executa programe necunoscute în mod automat, dar nu toți utilizatorii înțeleg cum să folosească această configurare.

Pe sistemele UNIX pot exista probleme similare cu fișierele de comenzi pentru consola sistemului, dar aceasta necesită ca utilizatorul să instaleze în mod conștient consola sistemului ca aplicație auxiliară. Din fericire, acest proces este suficient de complicat pentru ca nimeni să nu poată să îl efectueze accidental (și puține persoane pot să îl efectueze chiar intenționat).

Aspecte privind serverul

Cam atât despre aspectele privind clientul. Să ne referim acum la aspectele privind serverul. Așa cum am văzut mai sus, atunci când utilizatorul tastează un URL sau execută un clic asupra unei linii de hipertext, programul de navigare analizează URL-ul și interpretează partea între *http://* și următorul caracter / ca un nume DNS ce trebuie căutat. Înarmat cu adresa IP a serverului, programul de navigare stabilește o conexiune TCP la portul 80 de pe acel server. Apoi se transmite o comandă ce conține restul URL-ului, care este de fapt numele fișierului de pe acel server. Serverul întoarce apoi fișierul pentru a fi afișat de către programul de navigare.

Într-o primă aproximare, un server de Web este similar cu serverul din fig. 6-6. Acel server, ca și un server de Web real, primește numele fișierului ce trebuie căutat și transmis programului de navigare. În ambele cazuri, etapele pe care le parcurge serverul în bucla sa principală sunt:

1. Acceptă o conexiune TCP de la un client (program de navigare).
2. Obține numele fișierului cerut.
3. Obține fișierul (de pe disc).
4. Întoarce fișierul clientului.
5. Eliberează conexiunea TCP.

Serverele de Web moderne au mai multe caracteristici, dar în esență acestea sunt funcțiile unui server de Web. O problemă cu această arhitectură este că fiecare cerere necesită acces la disc pentru obținerea fișierului. Rezultatul este că serverul de Web nu poate servi mai multe cereri pe secundă decât numărul de accese la disc ce se pot executa pe secundă. Un disc SCSI are un timp de acces mediu de circa 5 ms, ceea ce limitează serverul la cel mult 200 de cereri/sec, chiar mai puțin dacă trebuie citite des fișiere mari. Pentru un sit de Web de importanță mare, acest număr este prea mic.

O îmbunătățire evidentă (utilizată de toate serverele de Web) este folosirea unui sistem de memorie ascunsă, temporară pentru cele mai recente *n* fișiere utilizate. Înainte de obținerea unui fișier de pe disc, serverul verifică memoria ascunsă (cache). Dacă fișierul există acolo, el poate fi servit direct din memorie, eliminând astfel accesul la disc. Deși pentru o memorie ascunsă eficientă sunt necesare o cantitate mare de memorie principală și timp de procesare suplimentară pentru a analiza memoria ascunsă și pentru a-i administra conținutul, economia de timp este aproape întotdeauna superioară timpului suplimentar de procesare și costului memoriei.

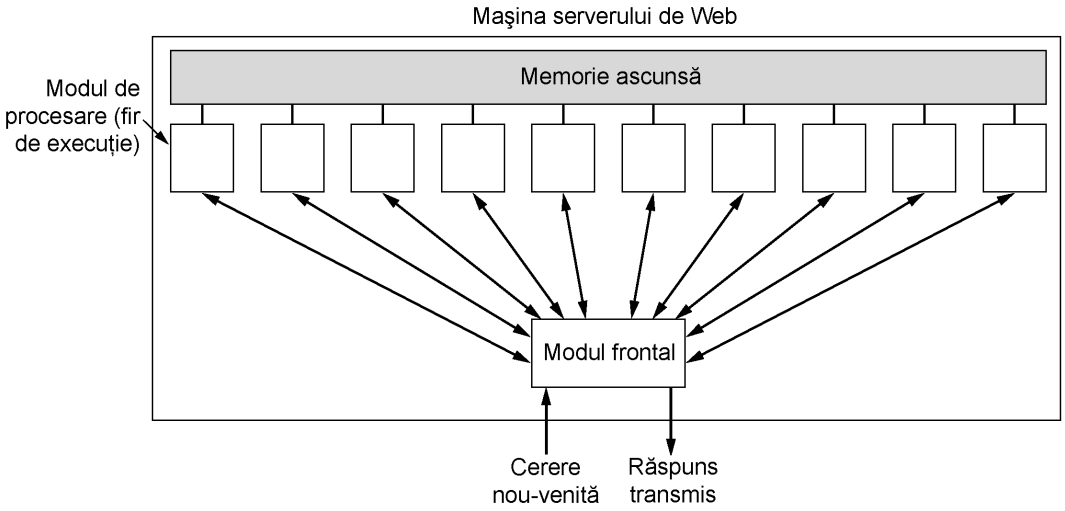


Fig. 7-21. Un server de Web cu mai multe fire de execuție cu un modul frontal și module de procesare

Următorul pas pentru construcția unui server mai rapid este de a face serverul să admită mai multe fire de execuție (*multithreaded*). Într-una din arhitecturi, serverul este format dintr-un modul frontal (*front-end module*), care acceptă conexiunile nou venite, și *k* module de procesare, așa cum arata fig. 7-21. Cele $k + 1$ fire de execuție aparțin toate aceluiași proces, astfel că modulele de proce-

sare au toate acces la memoria ascunsă din interiorul spațiului de adrese al procesului. La sosirea unei cereri, modulul frontal o acceptă și construiește o scurtă înregistrare ce descrie cererea. Aceasta este transmisă apoi unuia dintre modulele de procesare. În altă arhitectură posibilă, modulul frontal este eliminat și fiecare modul de procesare încearcă să își obțină propriile cereri, dar în acest caz este necesar un protocol de sincronizare pentru prevenirea conflictelor.

Modulul de procesare verifică mai întâi memoria ascunsă pentru a determina dacă fișierul necesar se află acolo. Dacă da, modifică înregistrarea pentru a include și un indicator către fișierul din înregistrare. Dacă fișierul nu se află acolo, modulul de procesare începe operațiile cu discul pentru a citi fișierul în memoria ascunsă (renunțând eventual la alte fișiere pentru a face loc acestuia). Când fișierul este citit de pe disc, el este pus în cache și de asemenea transmis clientului.

Avantajul acestei scheme este că în timp ce unul sau mai multe module de procesare sunt blocate așteptând terminarea operațiilor cu discul (și deci nu consumă din timpul procesorului), alte module pot fi active lucrând la satisfacerea altor cereri. Desigur, pentru a obține o îmbunătățire reală asupra modelului cu un singur fir de execuție este necesară existența mai multor unități de disc, astfel încât mai multe discuri să poată fi ocupate în același timp. Cu ajutorul a k module de procesare și k unități de disc, eficiența poate crește până la de k ori față de modelul serverului cu un singur fir de execuție și o singură unitate de disc.

Teoretic, un server cu un singur fir de execuție și k unități de disc poate de asemenea câștiga un factor k în ceea ce privește eficiența, dar implementarea și administrarea sunt mult mai complicate deoarece apelurile de sistem READ normale, blocante nu pot fi folosite pentru accesul la disc. În cazul unui server cu mai multe fire de execuție, acestea pot fi folosite deoarece o operație READ blochează doar firul de execuție care a executat operația și nu întregul proces.

Serverele de Web moderne efectuează mai multe operații decât acceptarea numelor de fișiere și transmiterea conținutului acestora. De fapt, procesarea fiecărei cereri poate deveni destul de complicată. Din acest motiv, într-un număr mare de servere fiecare modul de procesare efectuează o serie de etape. Modulul frontal transmite fiecare cerere sosită către primul modul de procesare disponibil, care apoi execută cererea, utilizând o submulțime a următorilor pași, în funcție de ce pași sunt necesari pentru respectiva cerere.

1. Rezolvarea numelui paginii de Web cerute.
2. Autentificarea clientului.
3. Verificarea drepturilor de acces ale clientului.
4. Verificarea drepturilor de acces asupra paginii de Web.
5. Verificarea memoriei ascunse.
6. Obținerea paginii cerute, de pe disc.
7. Determinarea tipului MIME ce va fi inclus în răspuns.
8. Rezolvarea altor probleme minore.
9. Transmiterea răspunsului către client.
10. Adăugarea unei înregistrări în jurnalul serverului.

Pasul 1 este necesar deoarece cererea sosită poate să nu conțină numele propriu-zis al fișierului, ca șir de caractere. De exemplu, putem considera URL-ul *http://www.cs.vu.nl*, care are un nume de fișier vid. Acesta trebuie extins la un nume de fișier implicit. De asemenea, programele de navigare moderne pot specifica limba implicită a utilizatorului (de ex.: italiană sau engleză), ceea ce deschide posibilitatea ca serverul să selecteze o pagină de Web în acea limbă, dacă aceasta este disponibilă. În

general, extinderea numelor nu este un proces atât de banal cum ar putea părea la prima vedere, datorită unei varietăți de convenții existente privind numirea fișierelor.

Pasul 2 constă în verificarea identității clientului. Acest pas este necesar pentru paginile care nu sunt disponibile publicului larg. Vom discuta o modalitate de a realiza acest lucru mai târziu, în acest capitol.

Pasul 3 verifică dacă există restricții referitoare la satisfacerea cererii, având în vedere identitatea și localizarea clientului. Pasul 4 verifică dacă există restricții de acces asociate cu pagina însăși. Dacă un anumit fișier (de ex.: *.htaccess*) este prezent în directorul unde se află și pagina dorită, accesul la acel fișier poate fi restrâns la anumite domenii, de exemplu numai la utilizatorii din interiorul companiei.

Pașii 5 și 6 presupun obținerea paginii. Pasul 6 necesită capacitatea de tratare simultană a mai multor citiri de pe disc.

Pasul 7 se referă la determinarea tipului MIME din extensia fișierului, primele câteva cuvinte din fișier, un fișier de configurare sau alte surse posibile. Pasul 8 este destinat unei diversități de operații, cum ar fi construcția unui profil al utilizatorului sau adunarea unor statistici.

Pasul 9 este cel în care rezultatul este transmis clientului și pasul 10 adaugă o înregistrare în jurnalul sistemului, în scopuri administrative. Asemenea fișiere de jurnalizare pot fi analizate ulterior pentru obținerea de informații importante despre comportamentul utilizatorului, spre exemplu ordinea în care vizitatorii accesează paginile.

Dacă sosesc prea multe cereri în fiecare secundă, procesorul nu va fi capabil sa suporte încărcarea, oricâte unități de disc ar fi utilizate în paralel. Soluția este adăugarea mai multor noduri (calculatoare), posibil cu unități de disc replicate pentru a evita ca discurile să devină următorul punct de gâtuire. Acest fapt conduce la modelul **fermei de servere (server farm)** din fig. 7-22. Un modul frontal acceptă în continuare cererile dar le împarte mai multor procesoare, nu mai multor fire de execuție, pentru a reduce încărcarea pe fiecare calculator. Mașinile individuale pot fi cu mai multe fire de execuție și în bandă de asamblare ca mai sus.

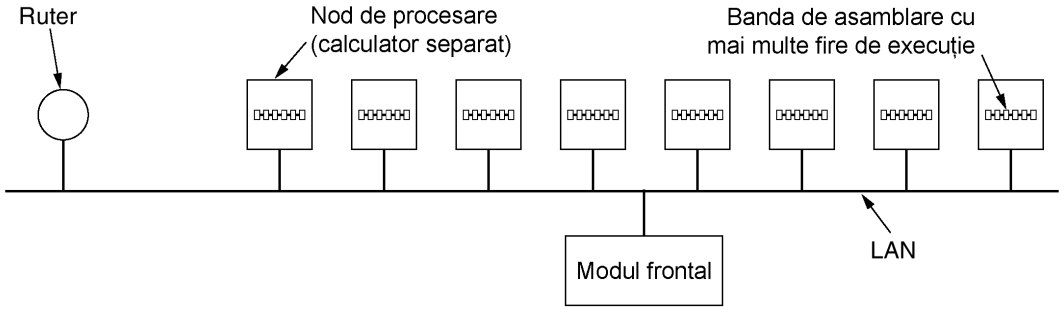


Fig. 7-22. O fermă de servere

O problemă cu fermele de servere este că nu mai există o memorie ascunsă partajată deoarece fiecare nod are propria sa memorie – decât dacă se folosește un sistem multiprocesor cu memorie partajată de cost mic. O modalitate de a contracara această pierdere de performanță este un modul frontal care reține unde direcționează fiecare cerere și trimite cererile ulterioare pentru aceeași pagină aceluiași nod. Această abordare specializează fiecare nod în tratarea anumitor pagini astfel încât spațiul destinat pentru cache nu se pierde reținând fiecare fișier în fiecare cache.

O altă problemă cu fermele de servere este aceea că fiecare conexiune TCP a clientului se termină la modulul de intrare, astfel că răspunsul trebuie transmis prin acest modul. Această situație este

evidențiată în fig. 7-23(a), unde cererea sosită (1) și răspunsul transmis (4) trec ambele prin modulul frontal. Câteodată se poate folosi o soluție ingenioasă numită **parsare TCP (eng.: TCP handoff)** pentru a evita această problemă. Cu acest truc, capătul comunicației TCP este „pasat" nodului de procesare astfel că acesta poate replica direct clientului, lucru evidențiat ca (3) în fig. 7-23(b). Această pasare este făcută într-un mod transparent pentru client.

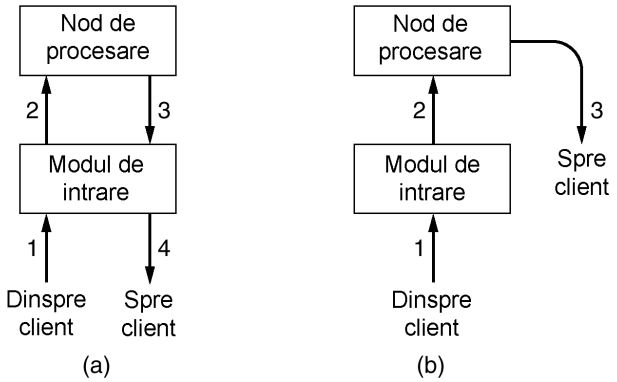


Fig. 7-23. (a) Secvență normală de mesaje cerere – răspuns. (b) Secvență în care se folosește pasarea TCP.

URL- Uniform Resource Locators

Am spus de mai multe ori că o pagină de Web poate să conțină referințe la alte pagini. Să explicăm cum sunt implementate aceste referințe. Încă de la crearea Web-ului, a fost clar că pentru a avea o pagină care să indice spre altă pagină este necesar un mecanism care să permită numirea și regăsirea paginilor. În particular, sunt trei întrebări la care trebuie să se răspundă înainte de a se putea afișa o pagină:

1. Cum se numește pagina?
2. Cum este localizată pagina?
3. Cum se face accesul la pagină?

Dacă fiecare pagină ar avea un nume unic, atunci nu ar exista nici o ambiguitate în identificarea paginilor. Totuși, problema nu este încă rezolvată. Să considerăm de exemplu o paralelă între oameni și pagini. În SUA aproape fiecare persoană are un număr de asigurare socială, care este un identificator unic, astfel încât nu există două persoane cu același număr. Totuși, cunoscând numai numărul respectiv, nu există nici o posibilitate de a găsi adresa persoanei respective și sigur nu se poate afla dacă persoanei respective trebuie să i se scrie în Engleză, Spaniolă sau Chineză. Web-ul are practic același fel de probleme.

Soluția aleasă identifică paginile într-un mod care rezolvă toate trei problemele în același timp. Fiecare pagină are un **URL** (**Uniform Resource Locator -** adresa uniformă pentru localizarea resurselor) care funcționează ca nume al paginii general valabil. Un URL are trei componente: protocolul (cunoscut și sub numele de **schemă**), numele DNS al mașinii pe care este memorat fișierul și un nume local, care indică în mod unic pagina (de obicei numele fișierului care conține pagina). De exemplu, situl de Web al departamentului din care face parte autorul conține un număr de înregistrări video despre universitate si despre orașul Amsterdam. URL-ul paginii cu înregistrările video este:

http://www.cs.vu.nl/video/index-en.html

Acest URL este format din trei componente: protocolul (*http*), numele DNS al serverului (*www.cs.vu.nl*) și numele fișierului (*video/index-en.html*), cu semnele de punctuație corespunzătoare. Numele fișierului este o cale relativă la directorul de Web implicit de la *cs.vu.nl*.

Se utilizează notații care reprezintă prescurtări standard. În cazul multor situri, un nume de fișier nul înseamnă implicit pagina principală a organizației. În mod obișnuit, atunci când numele fișierului denotă un director, aceasta implică un fișier numit *index.html.* În sfârșit, *~user/* poate să fie pus în corespondență cu directorul WWW al utilizatorului *user*, și apoi cu fișierul *index.html* în acest director. De exemplu, pagina autorului poate să fie referită ca:

http://www.cs.vu.nl/~ast/

chiar dacă de fapt numele propriu-zis al fișierului este *index.html,* implicit în acest director.

Acum ar trebui să fie clar cum funcționează hipertextul. Pentru a face o porțiune de text selectabilă, cel care scrie pagina trebuie să furnizeze două elemente: textul prin care se face selecția și URL-ul paginii care trebuie adusă, dacă textul este selectat. Vom explica sintaxa comenzii mai târziu în acest capitol.

Când se face selecția, programul de navigare caută numele serverului utilizând DNS-ul. Pe baza adresei IP a serverului, programul de navigare stabilește o conexiune TCP spre server. Utilizând această conexiune, se transmite numele fișierului utilizând protocolul specificat. Bingo. Acum sosește pagina.

Această schemă URL este deschisă în sensul că este simplu să se utilizeze alte protocoale pentru a se obține diferite tipuri de resurse. De fapt au fost definite URL-uri pentru protocoalele obișnuite, și multe programe de navigare înțeleg aceste protocoale. Forme simplificate ale celor mai obișnuite sunt prezentate în fig. 7-24.

Nume	Utilizat pentru	Exemple
http	Hipertext (HTML)	http://www.cs.vu.nl/~ast
ftp	FTP	ftp://ftp.cs.vu.nl/pub/minix/README
File	Fișier local	file:///usr/suzanne/prog.c
news	Grup de știri	news:AA0134223112@cs.utah.edu
news	Articol de știri	news:AA0134223112@cs.utah.edu
gopher	Gopher	gopher://gopher.tc.umn.edu/11/libraries
mailto	Trimitere de poșta electronică	mailto:JohnUser@acm.org
telnet	Conectare la distanță	telnet://www.w3.org:80

Fig. 7-24. Câteva URL-uri obișnuite.

Să parcurgem lista rapid. Protocolul *http* este protocolul nativ pentru Web, el este utilizat de către serverele de Web. **HTTP** este o prescurtare pentru **HyperText Transfer Protocol**. Vom examina mai detaliat acest protocol mai târziu în acest capitol.

Protocolul *ftp* este utilizat pentru accesul la fișiere prin FTP (File Transfer Protocol - protocol pentru transferul de fișiere), protocolul Internet de transfer de fișiere. FTP este utilizat de peste douăzeci de ani și este foarte răspândit. Numeroase servere de FTP din toată lumea permit ca de oriunde din Internet să se facă o conectare și să se aducă orice fișier plasat pe un server FTP. Web-ul nu aduce schimbări aici, face doar ca obținerea fișierelor să se facă mai ușor, pentru că FTP are o interfață mai puțin prietenoasă (dar este mai puternic decât HTTP, deoarece permite de exemplu ca un utilizator de pe mașina A să transfere un fișier de pe mașina B pe mașina C).

Este posibil să se facă acces la un fișier local ca la o pagină de Web, fie utilizând protocolul *file* (fișier*)*, fie pur și simplu utilizând numele fișierului. Această abordare este similară utilizării protocolului FTP, dar nu implică existența unui server. Desigur funcționează numai pentru fișiere locale, nu și pentru cele aflate la distanță.

Cu mult înainte de apariția Internet-ului exista sistemul de știri USENET. Acesta este format din aproximativ 30000 de grupuri de știri în care milioane de persoane discută despre o mare varietate de subiecte, adăugând și citind articole legate de subiectul grupului de știri. Protocolul *news* permite citirea un articol din știri ca și cum ar fi o pagină de Web. Aceasta înseamnă că un program de navigare este în același timp și un cititor de știri. De fapt, multe programe de navigare au butoane sau elemente de meniu care permit citirea știrilor USENET mai ușor decât dacă se utilizează cititoare standard de știri.

Protocolul *news* admite două formate. Primul format specifică un grup de știri și poate să fie utilizat pentru a obține o listă de articole de la un server de știri preconfigurat. Al doilea format cere identificatorul unui articol, de exemplu *AA0134223112@cs.utah.edu*. Programul de navigare aduce articolul de la serverul corespunzător utilizând protocolul **NNTP (Network News Transfer Protocol – Protocol de transfer al știrilor prin rețea)**. Nu vom studia NNTP în această carte, dar este în mare bazat pe SMTP și are un stil similar.

Protocolul *gopher* era utilizat de sistemul Gopher, care a fost proiectat la universitatea Minnesota. Numele este cel al echipei atletice a universității, the Golden Gopher (de asemenea acest nume este utilizat în argou pentru „go for" adică o comandă de aducere). Gopher-ul a precedat Web-ul cu câțiva ani. Era o metodă de regăsire a informației, similară conceptual cu cea utilizată de Web, dar acceptând numai text și imagini. Este considerat depășit și nu se mai folosește în prezent.

Ultimele două protocoale nu sunt de fapt protocoale pentru aducerea unor pagini de Web, dar sunt utile. Protocolul *mailto* permite transmiterea de poștă dintr-un program de navigare. Pentru a face această operație, se selectează butonul OPEN și se specifică un URL constând din *mailto:* urmat de adresa destinatarului. Majoritatea programelor de navigare vor răspunde prin pornirea unei aplicații de poștă electronică cu adresa și câteva alte câmpuri din antet deja completate.

Protocolul *telnet* este utilizat pentru stabilirea unei conexiuni cu o mașină aflată la distanță. Se utilizează în același fel ca și programul telnet, ceea ce nu constituie o surpriză, deoarece majoritatea programelor de navigare utilizează programul telnet ca aplicație auxiliară.

Pe scurt URL-urile au fost proiectate nu numai pentru a permite utilizatorilor să navigheze prin Web, dar și pentru a utiliza FTP, news, Gopher, e-mail și telnet, ceea ce face inutile interfețele specializate pentru aceste protocoale integrând astfel într-un singur program, navigatorul în Web, aproape toate tipurile de acces în Internet. Dacă metoda nu ar fi fost proiectată de un fizician, ar fi putut să pară produsul departamentului de publicitate al unei companii de software.

În ciuda tuturor acestor proprietăți, creșterea Web-ului scoate în evidență și o slăbiciune a metodei utilizării URL-urilor. Pentru o pagină care este foarte des referită, ar fi de preferat să existe mai multe copii pe servere diferite, pentru a reduce traficul în rețea. Problema este că URL-rile nu oferă nici o posibilitate de indicare a unei pagini fără să se specifice unde este localizată pagina respectivă. Nu există nici o metodă pentru a spune ceva de genul: „Vreau pagina xyz, dar nu mă interesează de unde o aduci". Pentru a rezolva această problemă și a permite multiplicarea paginilor, IETF lucrează la un sistem de **URN** (**Universal Resource Names -** nume universale de resurse). Un URN poate să fie privit ca un URL generalizat. Acest subiect este în curs de cercetare, deși o propunere de sintaxă este dată în RFC 2141.

Lipsa stării și utilizarea cookies

Așa cum am văzut în mod repetat, Web-ul este, în principiu, lipsit de stare. Nu există conceptul unei sesiuni de conectare. Programul de navigare transmite o cerere către server și primește un fișier. Apoi serverul uită că a discutat vreodată cu acel client.

La început, când Web-ul a fost folosit doar pentru obținerea de documente accesibile publicului larg, acest model era perfect adaptat cerințelor. Dar, pe măsură ce Web-ul a început să capete și alte funcții, acest model a dat naștere unor probleme. De exemplu, anumite situri de Web impun clienților să se înregistreze (și chiar să plătească bani) spre a le utiliza. Ca atare, se pune întrebarea cum pot serverele să distingă între cereri din partea utilizatorilor înregistrați și a celorlalți. Un al doilea exemplu este comerțul electronic. Dacă un utilizator se plimbă printr-un magazin electronic, aruncând din când în când produse în coșul de cumpărături, cum poate serverul să rețină conținutul coșului? Un al treilea exemplu sunt portalurile de Web configurabile cum este Yahoo. Utilizatorii pot configura o pagină inițială detaliată, doar cu informația pe care o doresc (de ex.: valorile acțiunilor la bursă și echipele lor sportive favorite), dar cum poate serverul sa afișeze pagina corectă dacă nu știe cine este utilizatorul?

La o primă vedere, se poate crede că serverele pot să urmărească utilizatorii uitându-se la adresele lor IP. Această idee nu funcționează însă. În primul rând, mulți utilizatori lucrează pe calculatoare partajate cu alți utilizatori, în special în cadrul companiilor, iar adresa IP identifică doar calculatorul nu și utilizatorul. În al doilea rând, mult mai grav, mulți dintre cei ce oferă servicii de Internet (ISP) utilizează NAT, astfel încât toate pachetele ce pleacă de la orice utilizator folosesc aceeași adresă IP. Din punctul de vedere al serverului, cele câteva de mii de clienți ai unui ISP folosesc aceeași adresă IP.

Pentru a rezolva această problemă, Netscape a proiectat o tehnică mult criticată numită **cookies** (*rom. fursecuri*). Numele derivă dintr-un argou foarte vechi al programatorilor în care un program apelează o procedură și obține rezultate ce ar putea fi mai târziu pentru a executa ceva. În acest sens, o înregistrare de descriere a unui fișier UNIX sau un identificator al unui obiect Windows reprezintă un cookie. Mecanismul a fost formalizat mai târziu în RFC 2109.

Când un client cere o pagină de Web, serverul poate oferi informații adiționale odată cu pagina cerută. Aceste informații pot include un cookie, care este un fișier (sau șir de caractere) de dimensiune mică (cel mult 4 KB). Programele de navigare stochează cookie-urile oferite într-un director special pentru acestea pe discul clientului, cu excepția cazurilor când utilizatorul a oprit utilizarea cookie-urilor. Cookie-urile sunt doar fișiere sau șiruri de caractere, nu programe executabile. În principiu, un cookie ar putea conține un virus, dar deoarece cookie-urile sunt tratate ca date, nu există nici o posibilitate oficială ca virusul să fie executat și să cauzeze probleme. Este însă posibil ca un hacker să exploateze o eroare a programului de navigare și să cauzeze activarea virusului.

Un cookie poate conține până la cinci câmpuri, așa cum se arată în fig. 7-25. Câmpul *Domeniu* spune de unde a sosit cookie-ul. Programele de navigare trebuie să verifice că serverele nu mint în legătură cu domeniul lor. Fiecare domeniu poate stoca cel mult 20 de cookie-uri pentru fiecare client. Câmpul *Cale* reprezintă o cale în structura de directoare a serverului care identifică ce parte a arborelui de fișiere de pe server poate utiliza cookie-ul respectiv. Adesea, acest câmp este /, ceea ce înseamnă întregul arbore.

Domeniu	Cale	Conținut	Expiră	Sigur
toms-casino.com	/	CustomerID=497793521	15-10-02 17:00	Da
joes-store.com	/	Cart1=1-00501;1-07031;2-13721	11-10-02 14:22	Nu
aportal.com	/	Prefs=Stk:SUNW+ORCL;Spt:Jets	31-12-10 23:59	Nu
sneaky.com	/	UserID=3627239101	31-12-12 23:59	Nu

Fig. 7-25. Câteva exemple de cookie-uri

Câmpul *Conținut* are forma *nume = valoare*. Atât *nume* cât și *valoare* pot fi orice dorește serverul. Acesta este câmpul în care se stochează conținutul unui cookie.

Câmpul *Expiră* arată când expiră un cookie. Dacă acest câmp este absent, programul de navigare șterge cookie-ul la terminarea execuției. Un astfel de cookie se numește **cookie ne-persistent (non-persistent cookie)**. Dacă se oferă o dată și o oră, cookie-ul se numește **persistent** și este păstrat până la expirare. Timpul de expirare se dă pentru ora Greenwich (Greenwich Mean Time). Pentru a șterge un cookie de pe discul unui client, un server retransmite cookie-ul cu timpul de expirare în trecut.

În sfârșit, câmpul *Sigur* poate indica dacă programul de navigare poate transmite cookie-ul numai unui server sigur. Acest element este utilizat pentru comerțul electronic, aplicații bancare și alte aplicații sigure.

Am văzut cum se obțin cookie-urile, dar cum sunt ele utilizate? Chiar înainte ca un program de navigare să transmită cererea pentru o pagină către un sit Web, el verifică directorul de cookie-uri pentru a vedea dacă există vreun cookie care a fost stocat de către domeniul la care se duce cererea. În caz afirmativ, toate cookie-urile stocate de către acel domeniu sunt incluse în mesajul ce conține cererea. Atunci când serverul le obține, le poate interpreta în orice mod dorește.

Să examinăm acum câteva utilizări posibile pentru cookie-uri. În fig. 7-25, primul cookie a fost stocat de către *toms-casino.com* și este utilizat pentru a identifica utilizatorul. Când clientul se conectează săptămâna următoare pentru a arunca niște bani pe fereastră, programul de navigare transmite cookie-ul, astfel că serverul știe cine este clientul. Odată ce deține numărul de identificare al clientului, serverul poate căuta datele sale într-o bază de date și utiliza aceste informații pentru a construi o pagină de Web potrivită. Depinzând de obiceiurile clientului, această pagină poate reprezenta o masă de poker, o listă a curselor de cai din ziua respectivă sau o mașină de jocuri.

Cel de-al doilea cookie a venit de la *joes-store.com*. Scenariul în acest caz este că utilizatorul se plimbă prin magazin, căutând lucruri de cumpărat. Atunci când găsește un preț bun și execută un clic pe produsul respectiv, serverul construiește un cookie ce conține numărul de bucăți și codul produsului și îl transmite clientului. Pe măsură ce clientul continuă să se plimbe prin magazin, cookie-ul este întors la fiecare nouă pagină cerută. Pe măsură ce cumpărăturile se acumulează, serverul le adaugă la cookie. În figură, coșul de cumpărături conține trei produse, ultimul dintre ele în dublu exemplar. În cele din urmă, când clientul selectează *MERGI LA CASĂ*, cookie-ul, care acum conține lista completă de cumpărături este trimis odată cu cererea. În acest mod, serverul știe exact ce produse au fost cumpărate.

Cel de-al treilea cookie este pentru un portal de Web. Atunci când utilizatorul selectează o legătură către portal, programul de navigare transmite cookie-ul. Acesta spune portalului să construiască o pagină ce conține valorile acțiunilor pentru Sun Microsystems și Oracle și rezultatele echipei de fotbal New York Jets. Deoarece un cookie poate avea până la 4 KB, există suficient spațiu pentru preferințe mai detaliate în ceea ce privește titluri de articole din ziar, starea vremii, oferte speciale, ș.a.m.d.

Cookie-urile pot fi utilizate și în beneficiul serverului. De exemplu, să presupunem că un server dorește să știe în fiecare moment câți vizitatori a avut și câte pagini au fost vizitate de fiecare dintre aceștia înainte de a părăsi situl. Prima cerere nu va fi însoțită de nici un cookie, astfel că serverul va transmite înapoi un cookie ce conține *Counter=1*. Selecții ulterioare ale paginilor acestui site vor transmite acest cookie înapoi la server. De fiecare dată, contorul este incrementat și transmis înapoi clientului. Urmărind aceste contoare, serverul poate să vadă câte persoane renunță după vizitarea primei pagini, câte au vizitat două pagini, ș.a.m.d.

Cookie-urile au avut și utilizări greșite. Teoretic, cookie-urile ar trebui să ajungă doar la situl lor de origine, dar spărgătorii au exploatat numeroase erori în programele de navigare pentru a captura

cookie-uri care nu le erau destinate. Deoarece numeroase situri de comerț electronic pun numerele de cărți de credit în cookie-uri, potențialul pentru abuzuri este evident.

Un mod de utilizare controversat al cookie-urilor este colectarea, în secret, de informații privind obiceiurile de navigare pe Web ale utilizatorilor. Mecanismul funcționează în modul următor. O companie de publicitate, să spunem Sneaky Ads. (*rom. sneaky = viclean)* contactează un număr de situri de Web importante și pune anunțuri publicitare ale clienților săi pe paginile respectivelor situri, pentru care plătește celor ce dețin siturile o anumită sumă. În loc să ofere sitului un fișier GIF sau JPEG pentru a fi amplasat pe fiecare pagină, le oferă un URL ce trebuie adăugat la fiecare pagină. Fiecare din aceste URL-uri conține un număr unic în partea rezervată fișierului, cum ar fi

http://www.sneaky.com/382674902342.gif

Atunci când un utilizator vizitează o pagină *P* ce conține un asemenea anunț publicitar, programul de navigare obține fișierul HTML și vede legătura către imaginea de la *www.sneaky.com*, așa că transmite cererea pentru imagine acestui server. Serverul întoarce un fișier GIF conținând anunțul publicitar, împreună cu un cookie ce conține un număr unic de identificare pentru utilizator, 36271239101 în fig. 7-25. Compania Sneaky înregistrează faptul că utilizatorul cu acest număr de înregistrare a vizitat pagina *P.* Aceasta este ușor de realizat având în vedere faptul că fișierul cerut (*382674902342.gif*) este menționat doar în pagina *P*. Desigur că anunțul în sine poate apare pe o mie de alte pagini, dar de fiecare dată cu un nume de fișier diferit. Compania Sneaky colectează probabil doar câțiva bănuți de la compania ce a realizat produsul de fiecare dată când transmite anunțul publicitar.

Mai târziu, când utilizatorul vizitează o altă pagină de Web care conține unul din anunțurile publicitare ale companiei Sneaky, după ce programul de navigare a obținut fișierul HTML de la server, vede referința către, să spunem, *http://www.sneaky.com/493654919923.gif* și cere acest fișier. Deoarece există deja un cookie de la domeniul *sneay.com*, programul de navigare include cookie-ul companiei Sneaky ce conține și numărul unic de identificare al utilizatorului. Compania Sneaky știe acum o a doua pagină vizitată de utilizator.

Cu timpul, compania Sneaky poate construi un profil complet al obiceiurilor de navigare ale utilizatorului, deși acesta nu a efectuat nici un clic pe vreun anunț publicitar. Desigur, acest profil nu include încă numele utilizatorului (deși conține adresa IP a acestuia, informație care poate fi suficientă pentru a deduce numele din alte baze de date). În cazul în care utilizatorul oferă vreodată numele său unui site care cooperează cu Sneaky, un profil complet ce include și numele este acum gata de vânzare pentru oricine dorește să-l cumpere. Vânzarea acestor informații poate fi suficient de profitabilă pentru ca Sneaky sa poată plasa mai multe anunțuri publicitare pe mai multe situri Web și astfel să colecteze și mai multe informații. Cea mai ascunsă parte a acestei povești este că majoritatea utilizatorilor nu știu nimic despre această colectare de informații și chiar ar putea să se creadă în siguranță, pentru că nu au selectat nici un anunț publicitar.

Și dacă Sneaky vrea să fie și mai vicleană, anunțul publicitar poate să nu fie unul clasic. Un „anunț" format dintr-un singur pixel de culoarea fondului (și deci invizibil) are exact același efect ca și anunțul propriu-zis: programul de navigare trebuie să obțină imaginea gif de 1 x 1 pixeli și să îi livreze toate cookie-urile care au fost transmise de domeniul de origine al pixelului.

Pentru a menține impresia de intimitate, o serie de utilizatori își configurează programele de navigare pentru a refuza toate cookie-urile. Această acțiune poate duce însă la probleme cu siturile de Web legitime ce folosesc cookie-uri. Pentru a rezolva această problemă, utilizatorii instalează câteodată software care „mănâncă cookie-uri" (*cookie-eating software*). Acestea sunt programe speciale care inspectează fiecare cookie la sosire și îl acceptă sau refuză în funcție de opțiunile utilizatorului

(de ex.: în ce situri Web se poate avea încredere). Această metodă oferă utilizatorului un control fin asupra căror cookie-uri sunt acceptate și care sunt refuzate. Programele de navigare moderne cum ar fi Mozilla (*www.mozilla.org*) au un nivel de control complex asupra cookie-urilor.

7.3.2 Documente Web statice

Fundamentul Web-ului este transferul de pagini de Web de la server la client. În forma cea mai simplă, paginile de Web sunt statice, adică doar fișiere existente pe un server, ce așteaptă să fie cerute. În acest sens, chiar și o înregistrare video este o pagină de Web statică, deoarece este doar un fișier. În această secțiune vom privi paginile de Web statice în detaliu. În secțiunea următoare vom examina conținutul dinamic.

HTML--HyperText Markup Language

Paginile de Web sunt în prezent scrise într-un limbaj numit **HTML (HyperText Markup Language)**. HTML permite utilizatorilor să producă pagini de Web care conțin text, imagini și referințe la alte pagini de Web. HTML este un limbaj de marcare, un limbaj care descrie cum trebuie să fie formatate textele. Termenul de „marcare" provine din timpurile vechi, când editorii făceau marcaje pe documente pentru a indica tipografului - în acele timpuri un om - ce font-uri să folosească ș.a.m.d. Limbajele de marcare conțin comenzi explicite pentru formatare. De exemplu, în HTML, **înseamnă început de mod aldin, și** înseamnă terminarea utilizării modului aldin. Avantajul utilizării unui limbaj de marcare față de unul în care nu se utilizează marcarea explicită constă din faptul că este simplu de scris un program de navigare care să interpreteze comenzile de marcare. TeX și troff sunt două exemple foarte cunoscute de limbaje de marcare.

Prin standardizarea și includerea comenzilor de marcaj în fiecare fișier HTML, devine posibil ca orice program de navigare să poată să citească și să formateze orice pagină Web. Posibilitatea formatării paginii recepționate este foarte importantă, deoarece o pagină poate să fie construită pe un ecran cu 1600 x 1200 pixeli utilizând culori codificate cu 24 de biți, dar s-ar putea să fie necesară afișarea într-o mică fereastră de pe un ecran cu 640 x 320 pixeli și utilizând culori codificate pe 8 biți.

În cele ce urmează se face o scurtă introducere în limbajul HTML, doar pentru a oferi o idee despre subiect. Cu toate că este posibil să se construiască documente HTML utilizând orice editor, și mulți fac asta, este posibil și să se utilizeze editoare HTML speciale care pot să facă toată munca (desigur, în mod corespunzător utilizatorul are mai puțin control asupra detaliilor produsului final).

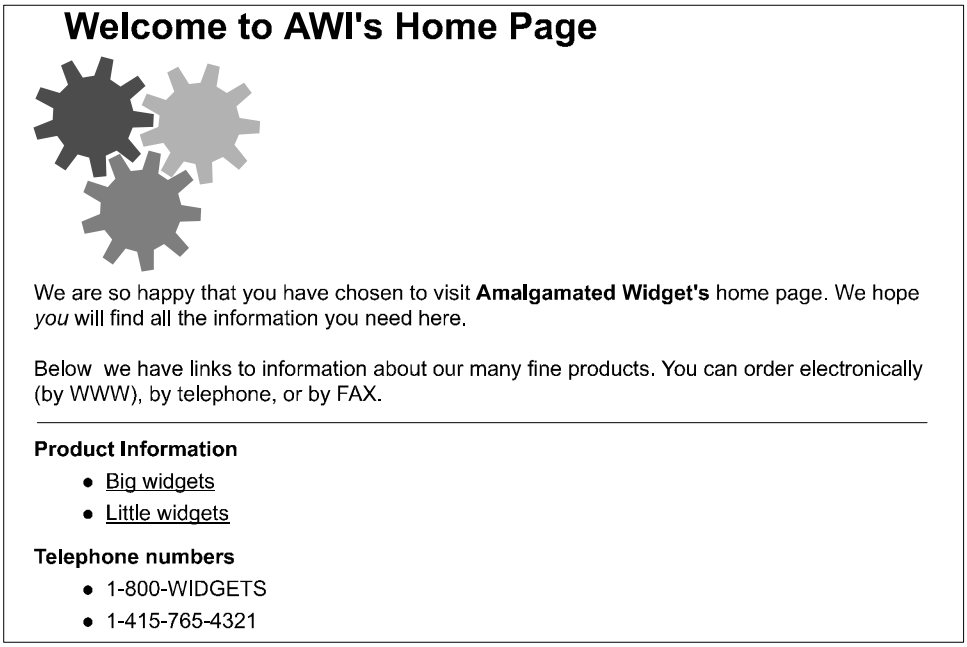
O pagină Web corect formată conține o zonă de cap și o zonă de corp, cuprinse între marcajele (tag-uri) <html> și </html>, dar majoritatea programelor de navigare ignoră absența acestor marcaje. Așa cum se vede în fig. 7-26(a), capul este cuprins între marcajele <head> și </head>, iar corpul între marcajele <body> și </body>. Comenzile cuprinse între aceste marcaje se numesc **directive**. Majoritatea marcajelor HTML au acest format, adică, <ceva> pentru a indica începutul a ceva și </ceva> pentru a marca sfârșitul. Numeroase exemple de fișiere HTML sunt disponibile. Majoritatea programelor de navigare au o opțiune VIEW SOURCE (afișarea sursei) sau ceva similar. Selectarea acestei opțiuni afișează pagina curentă în format HTML în loc de forma interpretată.

Marcajele pot să fie scrise cu litere mici sau mari. Adică <head> și <HEAD> înseamnă același lucru, dar versiuni mai noi ale standardului cer existența doar a primei forme. Cum este dispus textul în documentul HTML este nesemnificativ. Programele de navigare ignoră spațiile și trecerile la rând nou, deoarece textul trebuie să fie formatat pentru a corespunde zonei de afișare curente. Cores-

punzător, se pot utiliza spații pentru a face documentele HTML mai ușor de citit, ceva ce ar fi necesar pentru majoritatea documentelor. Liniile albe nu pot să fie utilizate pentru separarea paragrafelor, deoarece sunt pur și simplu ignorate. Este necesară utilizarea unor marcaje explicite.

```
<html>
<head> <title> AMALGAMATED WIDGET, INC. </title></head>
<body> <h1> Welcome to AWI's Home Page </h1>
<img SRC="http://www.widget.com/images/logo.gif" ALT="AWI Logo"> <br>
We are so happy that you have chosen to visit <b> Amalgamated Widget's</b>
home page. We hope <i> you </i> will find all the information you need here.
<p> Below we have links to information about our many fine products.
You can order electronically (by WWW), by telephone, or by FAX. </p>
<hr>
<h2> Product Information </h2>
<ul>
        <li> <a href="http://widget.com/products/big" > Big widgets </a>
        <li> <a href="http://widget.com/products/little" > Little widgets </a>
</ul>
<h2> Telephone Numbers </h2>
<ul>
        <li> By telephone: 1-800-WIDGETS,
        <li> By fax: 1-415-765-4321
</ul>
</body>
</hmtl>
```

(a)



(b)

Fig.7-26. (a) Un exemplu simplu de pagină de Web. (b) Pagina formatată.

Unele marcaje au parametri (care au nume), numiți **atribute**. De exemplu:

```
<img src="abc" alt="foobar">
```

este un marcaj, <img>, având parametrul *src* cu valoarea *abc* și parametrul *alt* cu valoarea *foobar*. Pentru fiecare marcaj, standardul HTML oferă o listă a parametrilor care pot să fie utilizați, dacă este cazul și care este semnificația lor. Deoarece parametrii au nume, ordinea în care se dau valorile parametrilor nu este semnificativă.

Din punct de vedere tehnic, documentele HTML sunt scrise utilizând setul de caractere ISO 8859-1 Latin-1, dar pentru utilizatorii ale căror tastaturi suportă numai codul ASCII, se pot utiliza secvențe de caractere pentru reprezentarea caracterelor speciale cum ar fi è. Lista caracterelor speciale este precizată în standard. Toate încep cu caracterul „&” și se termină cu „;”. De exemplu è produce è iar é produce é. Deoarece <, > și & au semnificații speciale, pot să fie reprezentate numai utilizând secvențele speciale de caractere corespunzătoare, < > și &.

Principalul element din zona de cap este titlul care este cuprins între <title> și </title>, dar aici pot să apară și alte tipuri de informații. Titlul nu este afișat pe pagină. Unele programe de navigare îl utilizează pentru a eticheta fereastra în care se afișează pagina respectivă.

Să analizăm și alte particularități prezente în exemplul din fig. 7-26. Toate marcajele utilizate în fig. 7-26 și încă alte câteva sunt prezentate în fig. 7-27. Titlurile de capitole sunt generate de marcajul <h*n*>, unde *n* este o cifră între 1 și 6. <h1> este titlul cel mai important; <h6> este cel mai puțin important.

Marcaj	Descriere
<html> ... </html>	Delimitează textul scris în HTML
<head> ... </head>	Delimitează zona de cap
<title> ... </title>	Definește titlul (nu este afișat de programul de navigare)
<body> ... </body>	Delimitează zona de corp
<h*n*> ... </h*n*>	Delimitează un titlu de nivel *n*
...	Textul ... o să fie afișat cu aldine
...	Textul ... o să fie afișat cu cursive
...	Centrează ... pe pagină orizontal
...	Delimitează o listă neordonată
...	Delimitează o listă ordonată (numerotată)
...	Delimitează un elemente într-o listă ordonată sau neordonată
 	Trecere la linie nouă
<p>	Început de paragraf
<hr>	Linie orizontală
<img src=„...”>	Se încarcă o imagine
 ...	Se definește o hiper-legătură

Fig. 7-27. O selecție de marcaje uzuale. Unele mai au și alți parametri.

Depinde de programul de navigare să prezinte aceste titluri în mod diferit pe ecran. De obicei, titlurile cu număr mai mic vor fi afișate utilizând caractere mai mari. Programul de navigare poate să utilizeze culori diferite pentru fiecare nivel de titlu. De obicei, pentru titlurile marcate cu <h1> se utilizează litere mari scrise cu aldine cu cel puțin o linie liberă înainte și după. Corespunzător, pentru titlurile marcate cu <h2>, se utilizează caractere mai mici cu mai puțin spațiu lăsat înainte și după.

Marcajele și sunt utilizate pentru a indica modurile aldin și respectiv cursiv. Dacă programul de navigare nu poate să afișeze aceste tipuri de caractere, va utiliza un alt mod de a le reprezenta, de exemplu utilizând diferite culori sau video-invers.

Limbajul HTML oferă diferite mecanisme pentru construirea de liste, inclusiv liste conținute în alte liste. Listele încep cu <ul> sau <ol>, <li> fiind folosit pentru a marca începutul elementelor în ambele cazuri. Marcajul <ul> indică începutul unei liste neordonate. Elementele individuale, care sunt marcate în sursă cu <li>, sunt reprezentate precedate de buline (•). O variantă a acestui mecanism este <ol>, care descrie o listă ordonată. Când se utilizează acest marcaj, textele precedate de <li> sunt numerotate de către programul de navigare. Marcajele <ul> și <ol> au aceeași sintaxă și efecte asemănătoare.

Marcajele <br>, și <hr> indică o separare între diferitele părți ale textului. Formatul precis este descris în pagina de stil (vezi mai jos) asociată cu pagina curentă. Marcajul <br> forțează trecerea la linie nouă. De obicei programele de navigare nu inserează o linie liberă după <br>. Marcajul reprezintă un început de paragraf, pentru care se va insera o linie nouă și eventual se va face o indentare. (În mod teoretic, există și pentru a indica sfârșitul de paragraf, dar este foarte rar utilizat; majoritatea celor care scriu în HTML nici nu știu că acest marcaj există). Ultimul marcaj, <hr>, forțează trecerea la linie nouă și desenează o linie orizontală.

HTML permite includerea de imagini în paginile de Web. Marcajul <img> arată că pe poziția curentă din pagină se va include o imagine. Marcajul poate să aibă o serie de parametri. Parametrul *src* indică URL-ul imaginii. Standardul HTML nu specifică ce formate grafice sunt permise. În practică, toate programele de navigare acceptă fișiere în format GIF, multe pot lucra și cu fișiere în format JPEG. Programele de navigare pot să lucreze și cu alte formate, dar o astfel de extensie este o sabie cu două tăișuri. Dacă, de exemplu un utilizator este obișnuit cu un program de navigare care suportă fișiere în format BMP, este posibil ca el să includă astfel de fișiere în pagina sa de Web și să fie uimit că alte programe de navigare ignoră imaginile sale minunate.

Alți parametri pentru <img> sunt *align*, care controlează modul în care se aliniază imaginea față de limita de jos a textului (*top, middle, bottom*), *alt*, care furnizează textul afișat în locul imaginii dacă utilizatorul dezactivează opțiunea de afișare a imaginilor și *ismap*, un indicator care anunță că imaginea este o hartă selectabilă.

În sfârșit, să considerăm hiper-legăturile, care utilizează marcajele <a> (anchor) și . Ca și <img>, <a> are diverși parametrii, printre care *href* (URL-ul) și *name* (numele hiper-legăturii). Textul cuprins între <a> și este afișat. Dacă este selectat, atunci se utilizează hiper-legătura pentru a se aduce o nouă pagină. În locul textului se poate pune și un marcaj <img>, caz în care, cu un clic pe imagine, se va activa legătura.

De exemplu, să considerăm următorul fragment HTML:

```
<a href=„http://www.nasa.gov”>NASA’s home page </a>
```

Când se afișează acest fragment, pe ecran apare:

NASA’s home page

Dacă utilizatorul execută un clic pe acest text, programul de navigare aduce și afișează pagina al cărei URL este *http://www.nasa.gov*.

Ca al doilea exemplu, să considerăm

```
<a href=„http://www.nasa.gov”><img src=„shuttle.gif”alt=„NASA”></a>
```

Când se afișează pagina va apărea o imagine (o navetă spațială). Executând un clic pe imagine, se va aduce pagina NASA, la fel ca și în cazul în care în exemplul anterior a fost selectat textul. Dacă utilizatorul a dezactivat opțiunea de afișare a imaginilor, atunci în loc de imagine va fi afișat textul NASA.

```
<html>
<head><title> A sample page with a table </title></head>
<body>
<table border=1 rules=all>
<caption> Some differences between HTML Versions </caption>
<col align=left>
<col align=center>
<col align= center >
<col align= center >
<col align= center >
<tr> <th>Item <th>HTML 1.0 <th>HTML 2.0 <th>HTML 3.0 <th> HTML 4.0 </tr>
<tr> <th> Hyperlinks <td> x <td> x <td> x <td> x </tr>
<tr> <th> Images <td> x <td> x <td> x <td> x </tr>
<tr> <th> Lists <td> x <td> x <td> x <td> x </tr>
<tr> <th> Active Maps and Images <td>   <td> x <td> x <td> x </tr>
<tr> <th> Forms <td>   <td> x <td> x <td> x </tr>
<tr> <th> Equations <td>   <td>   <td> x <td> x </tr>
<tr> <th> Toolbars <td>   <td>   <td> x <td> x </tr>
<tr> <th> Tables <td>   <td>   <td> x <td> x </tr>
<tr> <th> Accesibility features <td>   <td>   <td>   <td> x </tr>
<tr> <th> Object embedding <td>   <td>   <td>   <td> x </tr>
<tr> <th> Scripting <td>   <td>   <td>   <td> x </tr>
</table>
</body>
</html>
```

(a)

Some diferences between HTML Versions

Item	HTML 1.0	HTML 2.0	HTML 3.0	HTML 4.0
Hyperlinks	x	x	x	x
Images	x	x	x	x
Lists	x	x	x	x
Active Maps and Images		x	x	x
Forms		x	x	x
Equations			x	x
Toolbars			x	x
Tables			x	x
Accessibility features				x
Object embedding				x
Scripting				x

(b)

Fig. 7-28. (a) O tabelă HTML, (b) Un rezultat posibil.

Pentru marcajul <a> se poate utiliza parametrul *name* pentru a fixa o hiper-legătură, care să fie referită din pagină. De exemplu, unele pagini de Web încep cu o tabelă de conținut selectabilă. Prin execuția unui clic pe o intrare în tabela de conținut, se va trece direct la secțiunea corespunzătoare din pagină.

HTML evoluează continuu. În versiunile HTML 1.0 și HTML 2.0 nu existau tabele, dar au fost adăugate în HTML 3.0. O tabelă HTML este formată din una sau mai multe linii, fiecare fiind formată din una sau mai multe **celule**. Celulele pot să conțină diferite tipuri de informații, inclusiv text, figuri, iconițe, fotografii și chiar tabele. Celulele pot să fie alipite, de exemplu un titlu poate să se întindă peste mai multe coloane. Autorii paginilor au control asupra modului în care se face afișarea, inclusiv alinierea, stilul bordurii, marginile celulelor, dar programul de navigare este cel care hotărăște de fapt cum se face afișarea.

O descriere în HTML a unei tabele este prezentată în fig. 7-28(a), iar efectul posibil este prezentat în fig. 7-28(b). Acest exemplu prezintă câteva din facilitățile de descriere a tabelelor în HTML. Tabelele încep cu marcajul <table>. Se pot specifica informații suplimentare pentru a descrie proprietățile generale ale tabelei.

Marcajul <caption> poate să fie utilizat pentru a furniza un titlu tabelei. Fiecare linie începe cu marcajul <tr> (Table Row - linie în tabelă). Celulele individuale sunt marcate cu <th> (Table Header - titlu de coloană), <td> (Table Data - date în tabelă). Diferențierea este necesară pentru a permite programului de navigare să le afișeze diferit, așa cum se vede și din exemplul considerat.

În tabele se pot utiliza alte marcaje. Acestea includ posibilitatea de a specifica alinieri orizontale sau verticale ale celulelor, alinierea în cadrul celulei, margini, gruparea de celule, unități și multe altele.

În HTML 4.0 au fost adăugate noi elemente. Acestea includ elemente ce fac paginile mai accesibile utilizatorilor cu handicap, înglobarea obiectelor (o generalizare a marcajului <img> astfel încât alte obiecte să poată fi înglobate în pagini), suport pentru limbaje de scripturi (pentru a permite conținut dinamic) și multe altele.

Când un sit de Web este complex, fiind format din multe pagini produse de autori diferiți ce lucrează pentru aceeași companie, este adesea de dorit să existe o modalitate pentru a împiedica moduri de prezentare diferite în pagini diferite. Această problemă poate fi rezolvată utilizând **paginile de stil (style sheets)**. Atunci când se utilizează pagini de stil, paginile individuale nu mai folosesc stiluri fizice, cum sunt modurile aldin și cursiv. Autorii pot acum să utilizeze stiluri logice, cum sunt <dn> (definiție), (evidențiere), (evidențiere accentuată) și <var> (variabile de program). Stilurile logice sunt definite în pagina de stil, pentru care există o referință la începutul fiecărei pagini. În acest fel, toate paginile au același stil și dacă administratorul sitului (*Webmaster*) decide să schimbe stilul din stil cursiv de 14 puncte tipografice, culoare albastră în stil aldin, 18 puncte tipografice, culoare roz țipător, tot ceea ce trebuie să facă este să schimbe o singură definiție pentru a converti întregul sit Web. O pagină de stil poate fi comparată cu o directivă #include într-un program C: schimbarea unei macrodefiniții în fișierul inclus determină schimbarea în toate fișierele program ce includ respectivul header.

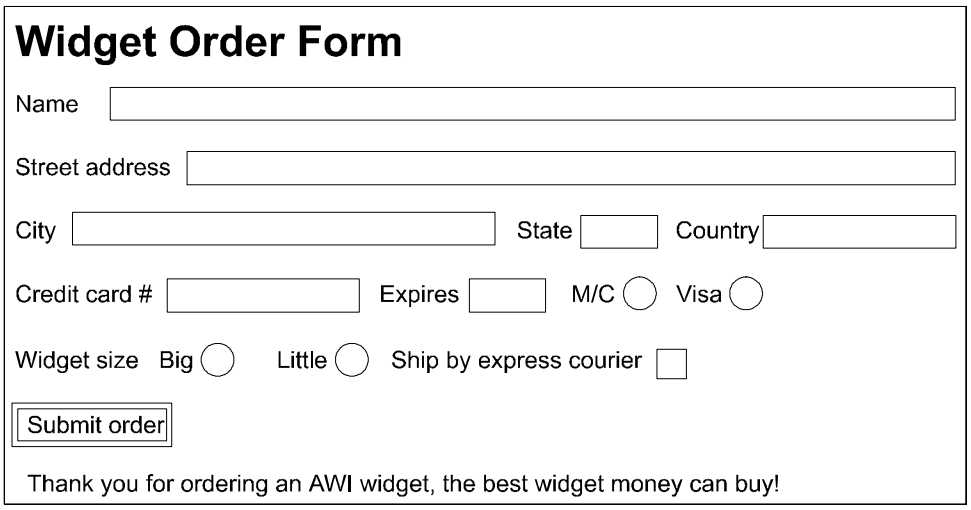
Formulare

HTML 1.0 funcționa într-o singură direcție. Utilizatorii puteau să aducă o pagină de la furnizorii de informație, dar era foarte dificil să se transmită informație în sens invers. Pe măsură ce tot mai multe organizații comerciale au început să utilizeze Web-ul, a apărut o puternică cerere pentru comunicația în dublu sens. De exemplu, multe companii vor să poată prelua comenzi pentru produse utilizând paginile lor de Web, furnizorii de software vor să distribuie programe prin intermediul Web-ului, clienții să își completeze fișele de înregistrare prin același mijloc, iar companiile care oferă servicii de căutare în Web au nevoie ca utilizatorii de servicii să poată să introducă cuvintele pe baza cărora se face căutarea.

Acest gen de cereri a dus la includerea **formularelor** începând cu HTML 2.0. Formularele conțin casete și butoane care permit utilizatorilor să completeze informații sau să facă selecții și apoi să transmită informațiile la proprietarul paginii. În acest scop se utilizează marcajul <input>. Acesta are o varietate de parametri care determină mărimea, tipul, și modul de afișare a casetei utilizate. Cele mai obișnuite sunt câmpuri în care utilizatorul poate să introducă text, casete care pot să fie selectate, hărți active, butoane *submit*. Exemplul din fig. 7-29 prezintă câteva dintre aceste posibilități.

```
<html>
<head><title> AWI CUSTOMER ORDERING FORM </title></head>
<body>
<h1> Widget Order Form </h1>
<form ACTION="http://widget.com/cgi-bin/widgetorder" method=POST>
<p> Name <input name="customer" size=46> </p>
<p> Street Address <input name="address" size=40> </p>
<p> City <input name="city" size=20> State <input name="state" size=4>
Country <input name="country" size=10> </p>
<p> Credit card # <input name="cardno" size=10>
expires <input name="expires" size=4>
M/C <input name="cc" type=radio value="mastercard">
VISA <input name="cc" type=radio value="visacard"> </p>
<p> Widget size Big <input name="product" type=radio value="expensive">
Little <input name="product" type=radio value="cheap">
Ship by express courier <input name="express" type=checkbox> </p>
<p> <input type=submit value="submit order"> </p>
Thank you for ordering an AWI widget, the best widget money can buy!
</form>
</body>
</html>
```

(a)



(b)

Fig. 7-29. (a) Un formular de comandă HTML. (b) Pagina formatată.

Să începem discuția parcurgând exemplul. Ca orice formular, și acesta este cuprins între marcajele <form> și </form>. Textele care nu sunt incluse între marcaje sunt afișate. Într-un formular poate să fie utilizat orice marcaj obișnuit (de exemplu <b>) În acest formular sunt utilizate trei tipuri de casete.

Prima casetă din formular apare după textul „Name". Caseta are lățimea de 46 de caractere și utilizatorul va introduce un șir care va fi memorat în variabila *customer* pentru prelucrări ulterioare. Marcajul <p> indică programului de navigare să afișeze ceea ce urmează pe o linie nouă, chiar dacă mai este loc pe linia curentă. Utilizând <p> și alte marcaje care controlează dispunerea textului, creatorul paginii poate să controleze cum arată formularul pe ecran.

Pe linia următoare se solicită adresa utilizatorului, având cel mult 40 de caractere, pe o linie separată. Urmează o linie pe care se solicită orașul, statul și țara. Aici nu se utilizează marcajul <p>, deci programul de navigare o să le afișeze pe toate pe aceeași linie, dacă încap. Din punctul de vedere al programului de navigare, paragraful curent conține șase elemente: trei șiruri alternând cu trei casete. El le afișează pe aceeași linie de la stânga la dreapta, trecând la o linie nouă ori de câte ori pe linia curentă nu mai încape următorul element. Astfel, este posibil ca pe un ecran 1600 x 1200 să încapă toate cele trei șiruri și casetele corespunzătoare, în timp ce pe un ecran 1024 x 768 ele pot să fie distribuite în două linii. În cazul cel mai defavorabil cuvântul „Country" este la capătul liniei, iar caseta asociată este la începutul liniei următoare. Nu există nici o posibilitate de a forța programul de navigare să afișeze caseta lângă text.

Următoarea linie solicită numărul cărții de credit și data sa de expirare. Transmiterea numerelor cărților de credit prin Internet trebuie să se facă numai dacă s-au luat măsurile de securitate adecvate. Vom discuta despre aceste măsuri în cap. 8.

După data de expirare, întâlnim un element nou: butoane radio. Acestea sunt utilizate atunci când trebuie să se facă o alegere între mai multe alternative. Modelul care se utilizează aici este cel al unui aparat de radio care are butoane pentru selecția scalelor. Programul de navigare afișează aceste casete într-o formă care permite utilizatorului să le selecteze sau să le deselecteze prin execuția unui clic (sau utilizând tastatura). Selecția unuia dintre ele le deselectează pe toate celelalte care fac parte din același grup. Modul de afișare depinde de programul de navigare. „Widget size" utilizează de asemenea două butoane. Cele două grupuri sunt diferențiate prin câmpul *name* și nu printr-un domeniu static de genul <radiobutton> ... </radiobutton>.

Parametrii *value* sunt utilizați pentru a arăta care buton a fost apăsat. În funcție de opțiunea aleasă pentru cartea de credit, variabila *cc* va avea ca valoare șirul „mastercard" sau „visacard".

După cele două seturi de butoane, urmează opțiunea referitoare la modul de transport, reprezentată de o casetă de tip *checkbox*. Aceasta poate să fie pe poziția selectat sau nu. Spre deosebire de cazul butoanelor radio, unde poate să fie selectat un singur buton dintr-un set, fiecare casetă de tip *checkbox* poate să fie selectată sau nu, independent de celelalte. De exemplu, când se comandă o pizza utilizând pagina de Web Electropizza, utilizatorul poate să aleagă sardele *și* ceapă *și* ananas (dacă le suportă), dar nu poate să aleagă mică *și* medie *și* mare pentru aceeași pizza. Conținutul corespunzător pizzei va fi reprezentat de trei butoane diferite de tip *checkbox,* în timp ce dimensiunea va fi reprezentată de un set de butoane radio.

Pe de altă parte, în cazul în care lista din care se face alegerea este foarte lungă, butoanele radio devin dificil de utilizat. Din acest motiv, marcajele <select> și </select> sunt utilizate pentru a prezenta o listă de alternative, utilizând semantica corespunzătoare unor butoane radio (dacă nu se utilizează parametrul *multiple*, caz în care semantica este cea de la casetele de tip

checkbox). Unele programe de navigare afișează opțiunile cuprinse între <select> și </select> ca un meniu derulant.

Am văzut jumătate din tipurile standard pentru marcajul <input>: *radio* și *checkbox*. De fapt, am văzut și un al treilea: *text*. Deoarece acesta este tipul implicit, nu am mai utilizat parametrul *type = text*, dar puteam să o facem. Alte două tipuri sunt *password* și *textarea*. O casetă *password* funcționează la fel ca o casetă *text*, numai că nu se face afișarea caracterelor introduse. O casetă *textarea* este similară unei casete *text*, numai că va conține mai multe linii.

Întorcându-ne la exemplul din fig. 7-29, urmează butonul *submit*. Când este selectat acest buton, informația introdusă de către utilizator este transmisă la calculatorul de pe care provine formularul. Similar altor tipuri, *submit* este un cuvânt cheie pe care îl înțelege programul de navigare. Șirul *value* reprezintă în acest caz eticheta butonului și se afișează. Toate casetele pot să aibă valori, dar am avut nevoie de această facilitate numai aici. Pentru casetele *text*, conținutul câmpului *value* este afișat o dată cu formularul, dar utilizatorul poate să îl modifice sau să îl șteargă. Casetele *checkbox* și *radio* pot să fie inițializate, utilizând însă un parametru numit *checked* (deoarece parametrul *value* oferă un text, dar nu indică o selecție).

Atunci când utilizatorul selectează butonul „submit order”, programul de navigare împachetează informația colectată într-o singură linie lungă și o transmite serverului pentru procesare. Pentru a separa câmpurile, se utilizează caracterul &; caracterul + reprezintă spațiu. De exemplu, răspunsul la formular poate să arate ca în fig. 7-30:

```
(împărțit aici în trei linii din motive de aliniere pagină)

customer=John+Doe&address=100+Main+St.&city=White+Plain&
state=NY&country=USA&cardno=1234567890&expires6/98&cc=mastercard&
product=cheap&express=on
```

Fig. 7-30. Un răspuns posibil de la programul de navigare către server cu informațiile completate de utilizator

Șirul va fi transmis la server ca o singură linie, nu ca trei. Dacă un *checkbox* nu este selectat, el este omis din șir. Este problema serverului să interpreteze șirul respectiv. Vom discuta cum se poate realiza acest lucru mai târziu în acest capitol.

XML și XSL

Limbajul HTML, cu sau fără formulare, nu conferă nici o structură paginilor de Web. De asemenea, el amestecă conținutul cu informații despre formatul paginii. Pe măsură ce comerțul electronic și alte aplicații devin din ce în ce mai răspândite, apare o cerere din ce în ce mai mare pentru structurarea paginilor de Web și separarea conținutului de informațiile de format. De exemplu, un program care caută pe Web prețul cel mai bun al unei cărți sau al unui CD trebuie să analizeze multe pagini de Web căutând numele produsului și prețul său. Cu paginile de Web în format HTML este foarte dificil ca un program să își dea seama unde se află numele și unde se află prețul.

Din acest motiv, consorțiul W3C a dezvoltat îmbunătățiri ale limbajului HTML pentru a permite paginilor de Web să fie structurare în vederea procesării automate. Două limbaje noi au fost dezvoltate în acest scop. Mai întâi, **XML (eXtensible Markup Language)** descrie conținutul într-un mod

structurat și apoi, **XSL (eXtensible Style Language)** descrie formatul independent de conținut. Ambele limbaje reprezintă subiecte mari și complexe, ca atare scurta introducere care urmează atinge tangențial subiectul, deși ar trebui să ofere o idee despre modul cum funcționează.

Să considerăm documentul XML dat ca exemplu în fig. 7-31. Acesta definește o structură numită book_list, care reprezintă o listă de cărți. Fiecare carte (book) are trei câmpuri, titlul, autorul și anul publicării. Aceste structuri sunt extrem de simple. Sunt permise structurile ce conțin câmpuri repetitive (de ex.: mai mulți autori), câmpuri opționale (de ex.: titlul CD-ROM-ului inclus) și câmpuri la alegere (de ex.: URL-ul unei librării dacă respectiva carte mai este disponibilă sau URL-ul unui sit de licitații dacă nu mai este disponibilă pe piață).

În acest exemplu, fiecare din cele trei câmpuri este o entitate indivizibilă, dar se permite subdivizarea ulterioară a unui câmp. De exemplu, câmpul autor putea fi alcătuit așa cum urmează, spre a oferi un control mai fin la căutare și formatare:

```
<author>
        <first_name>Andrew</first_name>
        <last_name>Tannenbaum</last_name>
</author>
```

Fiecare câmp poate fi împărțit în sub-câmpuri și sub-sub-câmpuri până la o adâncime arbitrară.

Întregul fișier din fig. 7-31 definește o listă de cărți ce conține trei cărți. Nu spune nimic despre modul cum se poate afișa pagina de Web pe ecran. Pentru a oferi informații de formatare avem nevoie de un al doilea fișier, *book_list.xsl*, ce conține definiția XSL. Acest fișier este o pagină de stil care spune cum se poate afișa pagina. (Există alternative la paginile de stil, cum ar fi conversia XML în HTML, dar aceste alternative depășesc subiectul acestei cărți.)

```
<?xml version="1.0" ?>
<?xml-stylesheet type="text/xsl" href="book_list.xsl"?>

<book_list>

<book>
        <title>Computer Networks, 4/e </title>
        <author> Andrew S. Tannenbaum </author>
        <year> 2003 </year>
</book>

<book>
        <title> Modern Operating Systems, 2/e </title>
        <author> Andrew S. Tannenbaum </author>
        <year> 2001 </year>
</book>

<book>
        <title> Structured Computer Organization 4/e </title>
        <author> Andrew S. Tannenbaum </author>
        <year> 1999 </year>
</book>

</book_list>
```

Fig. 7-31. O pagină de Web simplă în format XML

```
<?xml version='1.0'?>
<xsl:stylesheet xmlns:xsl="http://www.w3.org/1999/XSL/Transform" version="1.0">
<xsl:template match="/">

<html>
<body>

<table border="2">
 <tr>
 <th> Title </th>
 <th> Author </th>
 <th> Year </th>
 </tr>

 <xsl:for-each select="book_list/book">
 <tr>
 <td> <xsl: value-of select="title"/> </td>
 <td> <xsl: value-of select="author"/> </td>
 <td> <xsl: value-of select="year"/> </td>
 </tr>
 </xsl:for-each>
</table>

</body>
</html>
</xsl:template>
</xsl:stylesheet>
```

Fig. 7-32. O pagină de stil în XSL

Un exemplu de fișier XSL pentru formatarea conținutului din fig. 7-31 este dat în fig. 7-32. După câteva declarații necesare ce includ URL-ul standardului XSL, fișierul conține marcaje începând cu <html> și <body>. Acestea definesc începutul unei pagini de Web, ca de obicei. Urmează apoi o definiție de tabel ce include titlurile celor trei coloane. Să observăm că în plus față de marcajele <th> există și marcaje </th>, lucru care nu ne-a preocupat până acum. Specificațiile XML și XSL sunt mult mai stricte decât specificația HTML. Ele statuează că rejectarea fișierelor incorecte din punct de vedere sintactic este obligatorie, chiar dacă programul de navigare poate determina ce a intenționat proiectantul paginii Web. Un program de navigare care acceptă fișiere XML sau XSL incorecte din punct de vedere sintactic și repară eroarea el însuși este neconform cu standardul și va fi rejectat la un test de conformanță cu standardele. Programelor de navigare li se permite însă să identifice exact eroarea. Această măsură întrucâtva draconică este necesară pentru a rezolva problema numărului imens de pagini de Web scrise neglijent, care există în prezent.

Instrucțiunea

```
<xsl: for-each select="book_list/book">
```

este comparabilă cu o instrucțiune *for* în C. Execuția ei determină programul de navigare să execute corpul buclei (terminată de <xsl:for-each>) câte o dată pentru fiecare carte. Fiecare iterație afișează cinci linii: <tr>, titlul, autorul și anul și </tr>. După această buclă, sunt transmise la ieșire marcajele de închidere <body> și </html>. Rezultatul operației programului de navigare de a interpreta această pagină de stil este același ca și în cazul când pagina de Web ar fi conținut direct tabelul. Totuși, în acest format, programele pot analiza fișierul XML și găsi cu ușurință cărțile publicate du-

pă 2000, de exemplu. Merită subliniat faptul că deși fișierul nostru XSL conținea un fel de buclă, paginile de Web în XML și XSL sunt în continuare statice deoarece conțin pur și simplu instrucțiuni pentru programul de navigare despre modul de afișare a paginii, la fel ca și paginile HTML. Desigur, pentru a folosi XML și XSL, programul de navigare trebuie să fie capabil să interpreteze XML și XSL, dar marea majoritate a acestora au deja această capacitate. Nu este încă foarte clar dacă XSL va prelua paginile de stil tradiționale.

Nu am arătat cum se poate face acest lucru, dar limbajul XML permite proiectantului de situri Web să creeze fișiere de definiție în care structurile sunt definite în avans. Aceste fișiere de definiții pot fi incluse unele în altele, făcând posibilă construcția de pagini Web complexe. Pentru informații suplimentare despre aceasta și multe alte caracteristici ale limbajelor XML și XSL, consultați una din multele cărți despre acest subiect. Două exemple sunt (Livingston, 2002; și Williamson, 2001).

Înainte de a încheia discuția despre XML și XSL, merită să comentăm pe marginea luptei ideologice din interiorul consorțiului WWW și a comunității dezvoltatorilor de pagini Web. Scopul inițial al limbajului HTML era să specifice *structura* documentului și nu *modul de afișare*. De exemplu,

```
<h1> Deborah's Photos </h1>
```

instruiește programul de navigare să sublinieze titlul, dar nu spune nimic despre tipului font-ului, dimensiune sau culoare. Acestea sunt lăsate pe seama programului de navigare, care cunoaște proprietățile ecranului (de ex.: câți pixeli are). Totuși, mulți dezvoltatori de pagini Web doreau controlul absolut asupra modalității în care erau afișate paginile lor, astfel că au fost adăugate noi marcaje la HTML pentru a controla modul de afișare, cum ar fi

```
<font face="helvetica" size="24" color="red"> Deborah's Photos </font>
```

De asemenea, au fost adăugate modalități de a controla poziționarea precisă pe ecran. Această abordare este că nu este portabilă, ceea ce reprezintă desigur o problemă. Deși o pagină poate fi afișată perfect de programul de navigare cu care este dezvoltată, un alt program de navigare, sau chiar altă versiune a aceluiași program sau o altă rezoluție a ecranului poate fi un dezastru. XML este parțial o încercare de întoarcere la scopul originar de a specifica doar structura nu modalitatea de afișare a documentului. Totuși, XSL este oferit în plus, pentru a controla modul de afișare. Ambele formate pot avea însă utilizări eronate. Puteți conta pe asta.

XML poate fi utilizat și în alte scopuri decât acela de a descrie pagini de Web. O utilizare din ce în ce mai frecventă este aceea de limbaj de comunicare între aplicații. În particular, **SOAP (Simple Object Access Protocol –** Protocol simplu pentru accesul la obiecte) este o modalitate de a executa apeluri de tip RPC între aplicații într-un mod independent de limbaj și de sistem. Clientul construiește cererea ca mesaj XML și o transmite serverului, utilizând protocolul HTTP (descris mai departe). Serverul trimite înapoi un răspuns sub formă de mesaj XML. În acest mod pot comunica aplicații de pe sisteme heterogene.

XHTML – eXtended HyperText Markup Language

Limbajul HTML continuă să evolueze pentru a se conforma noilor cereri. Multe persoane din acest domeniu cred că în viitor majoritatea dispozitivelor cu acces la Web nu vor fi calculatoarele personale, ci dispozitive cu conexiuni fără fir, de tip PDA. Aceste dispozitive au memorie limitată pentru programe de navigare mari cu metode euristice ce încearcă să trateze într-un anumit mod paginile de Web incorecte din punct de vedere sintactic. Astfel, următorul pas după HTML 4 este un limbaj care este Foarte Selectiv. Acest limbaj este numit **XHTML (eXtended HyperText Markup Language, rom.: Limbaj extins de marcaje hipertext)** mai degrabă decât HTML 5, pentru că, de

fapt, este HTML 4 reformulat în XML. Prin aceasta vrem să spunem că marcaje precum <h1> nu au nici o însemnătate prin ele însele. Pentru a obține efectul din HTML 4 este nevoie de o definiție în fișierul XSL. XHTML este noul standard pentru Web și ar trebui folosit pentru toate paginile de Web noi pentru a asigura un maxim de portabilitate pe diverse platforme și programe de navigare.

Există șase diferențe majore și mai multe diferențe minore între XHTML și HTML 4. Să trecem acum în revistă diferențele majore. Mai întâi, paginile XHTML și programele de navigare trebuie să se supună în mod strict standardului. Gata cu paginile de Web de proastă calitate. Această proprietate a fost moștenită din XML.

În al doilea rând, toate marcajele și atributele trebuie să fie scrise cu litere mici. Marcaje ca <HTML> nu sunt valide în XHTML. Folosirea marcajelor precum <html> este acum obligatorie. Similar, <img SRC=”pic001.jpg”> este interzis pentru că are în componență un atribut scris cu litere mari.

În al treilea rând, sunt necesare marcaje de terminare, chiar și pentru </p>. Pentru marcaje care nu au un marcaj natural de terminare, cum ar fi <br>, <hr> și <img>, un caracter / trebuie să preceadă caracterul de terminare „>”, de exemplu

```
<img src=″pic001.jpg″ />
```

În al patrulea rând, atributele trebuie să fie conținute între ghilimele. De exemplu,

```
<img SRC=″pic001.jpg″ height=500 />
```

nu mai este permis. Valoarea 500 trebuie pusă între ghilimele, cum este numele fișierului JPEG, chiar dacă 500 este doar un număr.

În al cincilea rând, marcajele trebuie să se conțină unul pe altul într-un mod corespunzător. În trecut, acest lucru nu era necesar atât timp cât starea finală atinsă era corectă. De exemplu,

```
<center> <b> Vacation Pictures </center> </b>
```

era legal. În XHTML nu mai este. Marcajele trebuie închise în ordinea inversă în care au fost deschise.

În al șaselea rând, fiecare document trebuie să-și specifice tipul documentului. De exemplu, am văzut acest lucru în fig. 7-32. Pentru o discuție asupra schimbărilor, fie ele majore sau minore, vezi *www.w3.org*.

7.3.3 Documente Web dinamice

Până acum, modelul pe care l-am folosit este cel din Fig. 6-6: clientul transmite numele fișierului către server, care apoi întoarce fișierul. La începutul Web-ului, tot conținutul era de fapt static în acest mod (doar fișiere). Totuși, în ultimii ani, din ce în ce mai mult conținut a devenit dinamic, adică generat la cerere și nu doar stocat pe disc. Generarea de conținut poate avea loc fie la server, fie la client. Să examinăm acum pe rând fiecare din aceste cazuri.

Generare dinamică de pagini de Web la server

Pentru a vedea de ce este necesară generarea de conținut la server, să luăm în considerare utilizarea formularelor, așa cum a fost descrisă mai devreme. Atunci când un utilizator completează un formular și apasă butonul *submit*, se transmite un mesaj către server, mesaj ce arată că are în interior conținutul unui formular, împreună cu acele câmpuri completate de utilizator. Acest mesaj nu este numele unui fișier ce trebuie întors. În schimb, acest mesaj trebuie să fie oferit unui program, sau

script, pentru a fi procesat. De obicei, procesarea implică folosirea informațiilor oferite de utilizator pentru căutarea unei înregistrări într-o bază de date de pe discul serverului și generarea unei pagini HTML personalizate pentru a fi trimisă înapoi clientului. De exemplu, într-o aplicație de comerț electronic, atunci când utilizatorul face un clic pe *MERGI LA CASĂ*, programul de navigare întoarce cookie-ul ce conține produsele din coșul de cumpărături, dar la server trebuie apelat un program, sau script, care procesează acest cookie și generează o pagină HTML ca răspuns. Pagina HTML ar putea afișa un formular ce conține lista de produse din coș și ultima adresă de expediere cunoscută a utilizatorului, împreună cu o cerere de verificare a informațiilor și de specificare a modalității de plată. Etapele necesare pentru procesarea informației dintr-un formular HTML sunt ilustrate în fig. 7-33.

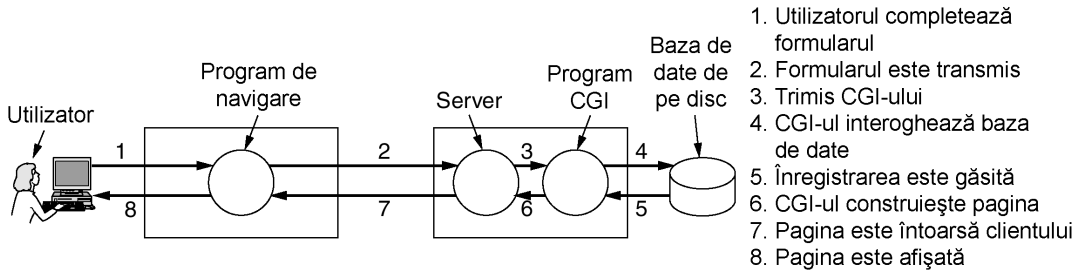


Fig. 7-33. Etapele de procesare a informației dintr-un formular HTML

Modalitatea tradițională de a trata formularele și alte pagini de Web interactive este sistemul numit **CGI** (**Common Gateway Interface –** Interfață comună de conversie). Aceasta este o interfață standardizată ce permite serverelor de Web să discute cu programele din fundal și cu scripturile care acceptă o intrare (de ex.: formulare) și să genereze pagini HTML ca răspuns. De obicei, aceste programe de fundal sunt scripturi scrise în limbajul Perl deoarece scripturile Perl sunt mai ușor și mai rapid de scris decât programele (cel puțin dacă știi să programezi în Perl). În mod obișnuit, ele sunt localizate într-un director numit *cgi-bin*, care este vizibil în URL. Câteodată un alt limbaj de scripturi, Python, este utilizat în loc de Perl.

Ca un exemplu de cât de frecvent lucrează CGI, să considerăm cazul unui produs al companiei Truly Great Products Company (*rom. Compania Produselor cu Adevărat Bune*) care vine cu o fișă de înregistrare a produsului pentru garanție. În loc de a completa această fișă, clientului i se spune să meargă la *www.tgpc.com* pentru a se înregistra on-line. Pe acea pagină există o hiper-legătură care spune

Apăsați aici pentru a va înregistra produsul

Această legătura indică spre un script Perl, să spunem *www.tgpc.com/cgi-bin/reg.perl.* Când acest script este executat fără parametri, transmite înapoi o pagină HTML conținând formularul de înregistrare. Atunci când utilizatorul completează formularul și face un clic pe *submit* se transmite un mesaj acestui script, mesaj ce conține valorile completate după modelul din fig. 7-30. Scriptul Perl analizează parametrii, adaugă o înregistrare în baza de date pentru noul client și transmite înapoi o pagină HTML ce conține numărul de înregistrare și un număr de telefon de la serviciul de asistență. Aceasta nu este singura modalitate de a trata formularele, dar este o modalitate des întâlnită. Există un număr mare de cărți despre scrierea scripturilor CGI și programarea în Perl. Câteva exemple sunt: (Hanegan, 2001; Lash, 2002; și Meltzer și Michalski, 2001).

Scripturile CGI nu sunt singura modalitate de a genera conținut dinamic la server. O altă modalitate des întâlnită este de a îngloba mici scripturi în paginile HTML și a lăsa serverul să le execute pentru a genera pagina. Un limbaj popular pentru scrierea acestor scripturi este **PHP** (**PHP: Hypertext Procesor; rom.: Procesor Hipertext**). Pentru a fi folosit, serverul trebuie să înțeleagă PHP (exact cum programul de navigare trebuie să înțeleagă XML pentru a interpreta paginile de Web scrise în XML). De obicei, serverele se așteaptă ca paginile de Web ce conțin PHP să aibă extensia *php* mai degrabă decât *html* sau *htm*.

Un mic script PHP este ilustrat în fig. 7-34; ar trebui să funcționeze pe orice server care are PHP instalat. Conține HTML normal cu excepția scriptului PHP dintre marcajele <?php ... ?>. Ceea ce generează este o pagină de Web ce afișează ceea ce știe despre programul de navigare care o apelează. Programele de navigare trimit de obicei o serie de informații odată cu cererea lor (și orice cookie aplicabil) și această informație este pusă în variabila *HTTP_USER_AGENT*. Când acest program este pus în fișierul *test.php* în directorul de WWW al companiei ABCD, tastând URL-ul *www.abcd.com/test.php* se va afișa o pagină de Web care spune utilizatorului ce program de navigare, ce limbă și ce sistem de operare folosește.

```
<html>
<body>

<h2> This is what I know about you </h2>
<?php echo $HTTP_USER_AGENT ?>

</body>
</html>
```

Fig. 7-34. O pagină HTML cu PHP înglobat

PHP este folositor în special la tratarea formularelor și este mai simplu de utilizat decât scripturile CGI. Ca un exemplu al modului său de funcționare, să considerăm exemplul din fig. 7-35(a). Această figură conține o pagină HTML normală cu un formular în interior. Singurul lucru neobișnuit la această pagină este prima linie, care spune că fișierul *action.php* va fi invocat pentru a trata parametrii după ce utilizatorul a completat și transmis formularul. Pagina afișează două căsuțe de text, una cerând numele și cealaltă vârsta. După ce aceste căsuțe au fost completate și formularul transmis, serverul analizează șirul de caractere de forma celui din fig. 7-30, punând numele în variabila *name* și vârsta în variabila *age*. Începe apoi să proceseze fișierul *action.php*, arătat în fig. 7-35(b) pentru obținerea răspunsului. În timpul procesării acestui fișier sunt executate comenzile PHP. Dacă utilizatorul a completat valorile „Barbara” și „24” în căsuțele formularului, fișierul transmis înapoi este cel dat în fig. 7-35(c). Astfel, tratarea formularelor devine extrem de simplă în PHP.

Deși PHP este ușor de utilizat, este de fapt un limbaj de programare puternic, orientat pe interfațarea dintre Web și o bază de date a serverului. Suportă variabile, șiruri de caractere, vectori și majoritatea structurilor de control din C, dar un sistem de I/E mult mai puternic decât *printf*. PHP este un program public (open source) și disponibil gratuit. A fost conceput special să lucreze bine cu Apache, care este de asemenea gratuit și care este cel mai larg utilizat server de Web din lume. Pentru mai multe informații despre PHP, vezi (Valade, 2002).

Am văzut până acum două moduri diferite de a genera pagini HTML dinamice: script-urile CGI și PHP-ul înglobat. Există și o a treia tehnică, numită **JSP** (**JavaServer Pages**), care este similară cu PHP, cu excepția faptului că partea dinamică este scrisă în limbajul de programare Java în loc de

PHP. Paginile ce folosesc această tehnică au în numele fișierului extensia *jsp*. O a patra tehnică, **ASP (Active Server Pages)**, este versiunea de la Microsoft a PHP și JavaServer Pages. Pentru generarea conținutului dinamic folosește limbajul de script proprietar al Microsoft-ului, Visual Basic Script. Paginile ce folosesc această tehnică au extensia *asp*. Alegerea dintre *PHP*, *JSP*, și *ASP* are în general mai mult de-a face cu politici (open-souce vs. Sun vs. Microsoft) decât cu tehnologia, cele trei limbaje fiind comparabile. Colecția de tehnologii pentru generarea din zbor a conținutului este uneori denumită **HTML dinamic**.

Generare dinamică de pagini de Web la client

Scripturile CGI, PHP, JSP și ASP rezolvă problema formularelor și a interacțiunilor cu bazele de date din server. Toate pot să accepte informații care vin din formulare, să caute informații într-una sau mai multe baze de date și să genereze pagini HTML cu rezultate. Ceea ce nu poate face nici unul dintre scripturi este să răspundă la mișcările mouse-ului sau să interacționeze direct cu utilizatorii. În acest scop, este necesar ca scripturile să fie înglobate în paginile HTML care sunt executate mai degrabă pe mașina clientului, decât pe mașina serverului. Începând cu HTML 4.0, astfel de scripturi erau permise folosind marcajul <script>. Cel mai popular limbaj de script la client este **JavaScript**, așa că o să aruncăm o scurtă privire asupra lui.

```
<html>
<body>
<form action="action.php" method="post">
<p> Introduceti numele: <input type="text" name="name"> </p>
<p> Introduceti varsta: <input type="text" name="age"> </p>
<input type="submit">
</form>
</body>
</html>
```

(a)

```
<html>
<body>
<h1> Raspuns: </h1>
Hello <?php echo $name; ?>.
Prezicere: anul urmator veti avea <?php echo $age + 1; ?> ani.
</body>
</html>
```

(b)

```
<html>
<body>
<h1> Raspuns: </h1>
Buna, Barbara.
Prezicere: anul urmator veti avea 25 ani.
</body>
</html>
```

(c)

Fig. 7-35. (a) O pagină Web ce conține un formular.
(b) Un script PHP pentru afișarea dinamică a form-ului.
(c) Ieșirea scriptului PHP când datele de intrare sunt „Barbara” și respectiv 24.

```
<html>
<head>
<script language="javascript" type="text/javascript">
function response(test_form) {
 var person = test_form.name.value;
 var years = eval(test_form.age.value) + 1;
 document.open();
 document.writeln("<html> <body>");
 document.writeln("Hello " + person + ".<br>");
 document.writeln("Prezicere: la anul vei avea " + years + ".");
 document.writeln("</body> </html>");
 document.close();
}
</script>
</head>

<body>
<form>
Introduceti numele: <input type="text" name="name">
<p>
Introduceti varsta: <input type="text" name="age">
<p>
<input type="button" value="submit" onclick="response(this.form)">
</form>
</body>
</html>
```

Fig. 7-36. Folosirea JavaScript Pentru procesarea unui formular.

JavaScript este un limbaj de script, *foarte* inspirat din câteva idei ale limbajului de programare Java. Nu este cu siguranță Java. Ca alte limbaje de script, el este un limbaj de nivel foarte înalt. De exemplu, într-o singură linie din JavaScript este posibil să se creeze o fereastră de dialog, să se aștepte introducerea de text și să se memoreze șirul rezultat într-o variabilă. Astfel de caracteristici de nivel înalt fac din JavaScript un limbaj ideal pentru crearea de pagini Web interactive. Pe de altă parte, faptul că nu este standardizat și că se modifică mai repede ca o muscă prinsă într-o mașină cu raze X, fac extrem de dificilă scrierea de programe JavaScript care să funcționeze pe toate platformele, dar poate într-o zi se va stabiliza.

Un exemplu de program în JavaScript, este cel din fig. 7-36. Ca și în fig. 7-35(a), apare un formular în care se cer numele și vârsta și care calculează vârsta persoanei în anul următor. Corpul este aproape la fel ca în exemplul PHP, principala diferență fiind declararea butonului de trimitere a datelor și asocierea unei funcții cu acest buton. Această funcție spune programului de navigare să invoce scriptul *response* la o apăsare de buton și să-i trimită formularul ca parametru.

Complet nouă aici este declararea funcției JavaScript *response* în antetul fișierului HTML, o zonă în mod normal rezervată titlurilor, culorilor de fundal și așa mai departe. Această funcție extrage valoarea câmpului *name* din formular și o păstrează ca șir în variabila *person*. De asemenea extrage valoarea câmpului *age*, o convertește la un întreg prin folosirea funcției *eval*, o incrementează cu 1 și reține rezultatul în *years*. Apoi deschide un document pentru ieșire în care face trei scrieri, folosind metoda *writeln*, și închide documentul. Documentul este un fișier HTML, după cum se poate vedea din diversele marcaje HTML din el. Programul de navigare afișează apoi documentul pe ecran.

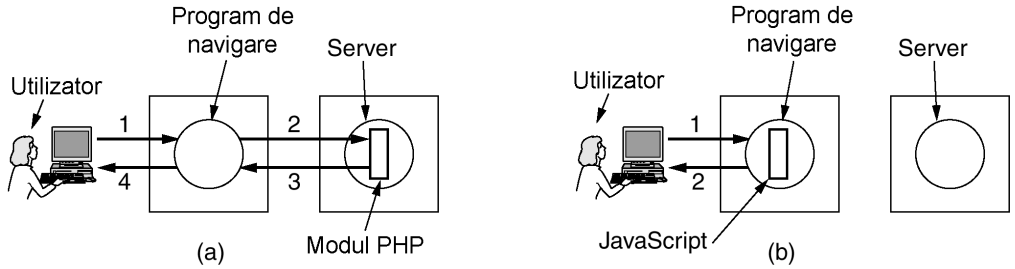


Fig. 7-37. (a) Scripting la server cu PHP. (b) Scripting la client cu JavaScript.

Este foarte important de înțeles că în timp ce fig. 7-35 și fig. 7-36 arată similar, ele sunt procesate total diferit. În fig. 7-35, după ce utilizatorul a apăsat butonul *submit*, programul de navigare strânge informația într-un șir lung, în stilul celui din fig. 7-30 și îl trimite serverului care a trimis pagina. Serverul vede numele fișierului PHP și îl execută. Scriptul PHP produce o nouă pagină HTML și acea pagină este trimisă înapoi programului de navigare pentru afișare. Cu fig. 7-36, când butonul *submit* este apăsat, programul de navigare interpretează o funcție JavaScript conținută pe pagină. Totul este făcut local, în programul de navigare. Nu se face nici un contact cu serverul. Ca o consecință, rezultatul este tipărit teoretic instantaneu, în timp ce cu PHP, poate exista o întârziere de câteva secunde înainte ca HTML-ul rezultat să ajungă la client. Diferența între utilizarea scripturilor la server și utilizarea acestora la client este ilustrată în fig. 7-37, inclusiv pașii implicați. În ambele cazuri, pașii numerotați încep după afișarea formularului. Pasul 1 constă din acceptarea datelor de intrare ale utilizatorului. Apoi urmează procesarea acestora, care diferă în cele două cazuri.

```
<html>
<head>
<script language="javascript" type="text/javascript">

function response(test_form) {
 function factorial(n) { if (n==0) return 1; else return n * factorial(n-1); }
 var r = eval(test_form.number.value);                    // r = argument introdus de la tastatura
 document.myform.mytext.value = "Aici sunt rezultatele.\n";
 for (var i = 1; i <= r; i++)                             // tipareste o linie de la 1 la r
 document.myform.mytext.value += (i + "!= " + factorial(i) + „\n");
}
</script>
</head>

<body>
<form name="myform">
Introduceti un numar: <input type="text" name="number">
<input type="button" value="calcul factorial" onclick="response(this.form)">
<p>
<textarea name="mytext" rows=25 cols=50> </textarea>
</form>
</body>
</html>
```

Fig. 7-38. Un program JavaScript pentru calculul și afișarea factorialului.

Această diferență nu înseamnă că JavaScript este mai bun ca PHP. Utilizările lor sunt complet diferite. PHP (și, prin implicație, JSP și ASP) sunt utilizate când este necesară o interacțiune cu o bază de date aflată la distanță. JavaScript este utilizat când interacțiunea se face cu utilizatorul la calculatorul clientului. Este cu siguranță posibil (și des întâlnit) să existe pagini HTML care folosesc atât PHP cât și JavaScript, deși evident nu pot face același lucru pe același buton, sau să dețină același buton.

JavaScript este un limbaj de programare matur, cu toată puterea limbajelor C și Java. Are variabile, șiruri, vectori, obiecte, funcții, și toate structurile de control obișnuite. Are, de asemenea, un număr mare de facilități specifice paginilor Web, inclusiv abilitatea de a lucra cu ferestre și cadre, setarea și obținerea de cookie-uri, lucrul cu formulare, și cu hiper-legături. Un exemplu de program JavaScript care utilizează o funcție recursivă este dat în fig. 7-38.

JavaScript poate, de asemenea, să urmărească mișcarea mouse-ului peste obiectele afișate. Multe pagini Web ce conțin JavaScript au proprietatea că atunci când mouse-ul se mișcă peste un text sau o imagine, se întâmplă ceva. Deseori, imaginea se schimbă sau apare dintr-o dată un meniu. Acest tip de comportament este ușor de programat în JavaScript și conduce la pagini de Web foarte dinamice. În fig. 7-39 este dat un exemplu.

```
<html>
<head>
<script language="javascript" type="text/javascript">
if (!document.myurl) document.myurl = new Array();
document.myurl[0] = "http://www.cs.vu.nl/ast/im/kitten.jpg";
document.myurl[1] = "http://www.cs.vu.nl/ast/im/puppy.jpg";
document.myurl[2] = "http://www.cs.vu.nl/ast/im/bunny.jpg";
function pop(m) {
        var urx = "http://www.cs.vu.nl/ast/im/cat.jpg";
        popupwin = window.open(document.myurl[m], "mywind", "width=250,height=250");
}
</script>
</head>

<body>
<p> <a href="#" onMouseover="pop(0); return false;"> Kitten </a> </p>
<p> <a href="#" onMouseover="pop(1); return false;"> Puppy </a> </p>
<p> <a href="#" onMouseover="pop(2); return false;"> Bunny </a> </p>
</body>
</html>
```

Fig. 7-39. O pagină Web interactivă care răspunde la mișcarea mouse-ului.

JavaScript nu este singura cale de a face paginile Web foarte interactive. Altă metodă populară este bazată pe folosirea **applet**-urilor. Acestea sunt mici programe Java care au fost compilate într-un cod mașină pentru un calculator virtual numit **JVM** (**Java Virtual Machine** – Mașina Virtuală Java). Applet-urile pot fi incluse în paginile HTML (între <applet> și </applet>) și sunt interpretate de programe de navigare care cunosc JVM. Deoarece applet-urile nu sunt executate, ci interpretate, interpretorul Java poate să le împiedice să facă Lucruri Rele. Cel puțin în teorie. În practică, autorii de applet-uri au găsit și exploatat un șir aproape nesfârșit de erori în bibliotecile Java de I/E.

Răspunsul Microsoft la applet-urile Java de la Sun au fost paginile Web cu **controale Active-X** (**Active-X controls**), care sunt programe compilate pentru o mașină Pentium și sunt executate direct

în hardware. Această proprietate le face mult mai rapide și mai flexibile decât applet-urile interpretate, pentru că pot face orice poate face un program. Când Internet Explorer vede un control Active-X într-o pagină Web, îl descarcă, îi verifică identitatea și îl execută. Totuși, descărcarea și executarea de programe străine ridică probleme de securitate, la care ne vom referi în cap. 8.

Din moment ce aproape toate programele de navigare pot să interpreteze atât programe Java cât și JavaScript, un programator care vrea să facă o pagină Web foarte interactivă va putea să aleagă între două tehnici, iar dacă nu se dorește portabilitatea pe mai multe platforme, poate să aleagă și Active-X. Ca o regulă generală, programele JavaScript sunt mai ușor de scris, applet-urile Java se execută mai rapid iar controalele Active-X cel mai rapid dintre toate. De asemenea, din moment ce toate programele de navigare implementează exact aceeași JVM, dar nu există două programe de navigare care să știe aceeași versiune de JavaScript, applet-urile Java sunt mai portabile decât programele JavaScript. Pentru mai multe detalii despre JavaScript, există multe cărți, fiecare cu multe (deseori peste 1000) pagini. Câteva exemple sunt (Easttom, 2001; Harris 2001; și McFerdries, 2001).

Înainte de a părăsi subiectul conținutului dinamic al Web-ului, să recapitulăm pe scurt ce am atins până acum. Pagini Web complete se pot genera din mers, folosind diverse script-uri pe mașina server. Odată ce sunt primite de programul de navigare, ele sunt tratate ca pagini HTML normale și sunt doar afișate. Script-urile pot fi scrise în Perl, PHP, JSP sau ASP, după cum este arătat în fig. 7-40.

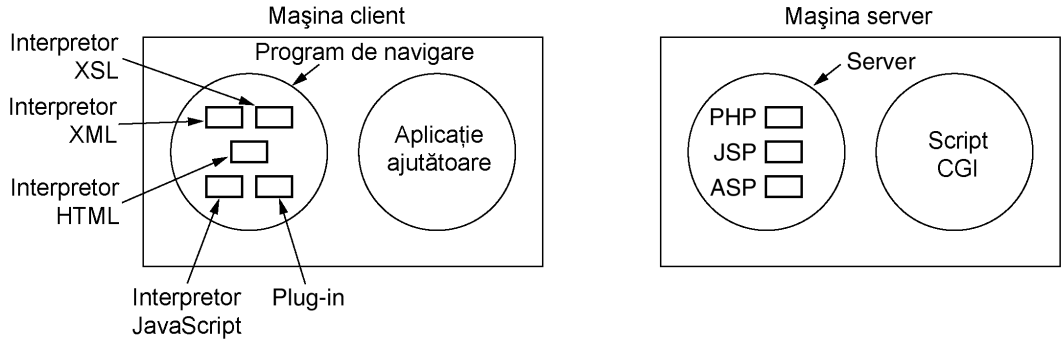


Fig. 7-40. Diverse moduri de a genera și afișa conținut.

Generarea conținutului dinamic este posibilă și în partea clientului. Paginile Web pot fi scrise în XML și convertite la HTML conform unui fișier XSL. Programele JavaScript pot să efectueze diverse calcule. În sfârșit, plug-in-urile (plug-ins) și aplicațiile ajutătoare (helper applications) pot fi folosite pentru afișarea conținutului într-o varietate de forme.

7.3.4 HTTP – HyperText Transfer Protocol

Protocolul de transfer utilizat pe Web este **HTTP (HyperText Transfer Protocol, rom.:Protocol de Transfer al Hipertextului)**. Acesta specifică ce mesaje pot trimite clienții către servere și ce răspunsuri primesc înapoi. Fiecare interacțiune constă dintr-o cerere ASCII, urmată de un răspuns MIME conform RFC 822. Toți clienții și toate serverele trebuie să se supună acestui protocol. Este definit în RFC 2616. În această secțiune vom trata câteva din proprietățile sale cele mai importante.

Conexiuni

Modul uzual prin care un program de navigare contactează un server este de a stabili o conexiune TCP pe portul 80 pe mașina serverului, deși această procedură nu este cerută formal. Avantajul de a folosi TCP este că nici programele de navigare și nici serverele nu trebuie sa se preocupe de mesajele pierdute, mesajele duplicate, mesajele lungi, sau mesajele de confirmare. Toate aceste aspecte sunt tratate de implementarea TCP.

În HTTP 1.0, după ce conexiunea era stabilită, o singură cerere era transmisă și un singur răspuns era primit înapoi. Apoi conexiunea TCP era eliberată. Într-o lume în care pagina tipică Web consta în întregime din text HTML, această metodă era adecvată. În câțiva ani însă, o pagină medie Web conținea un număr mare de iconițe, imagini și alte lucruri plăcute vederii, astfel că stabilirea unei conexiuni TCP pentru a prelua o singură iconiță a devenit un mod foarte costisitor de a opera.

Această observație a dus la apariția HTTP 1.1, care suportă **conexiuni persistente**. Cu ele, este posibilă stabilirea unei conexiuni TCP, trimiterea unei cereri și obținerea unui răspuns, apoi trimiterea unor cereri adiționale și obținerea de răspunsuri adiționale. Prin distribuirea pornirii și eliberării unei conexiuni TCP peste mai multe cereri, supraîncărcarea relativă datorată TCP-ului este mult mai mică pe fiecare cerere. Este de asemenea posibilă trimiterea cererilor prin mecanismul pipeline, adică trimiterea cererii 2 înainte ca răspunsul la cererea 1 să fi sosit.

Metode

Cu toate că HTTP a fost proiectat pentru utilizarea în Web, el a fost creat intenționat mai general decât era necesar în perspectiva aplicațiilor orientate pe obiecte. Pentru aceasta sunt suportate operațiile, denumite **metode**, care fac mai mult decât cele care doar cer o pagină Web. Această considerație generală a permis apariția SOAP. Fiecare cerere constă din una sau mai multe linii de text ASCII, în care primul cuvânt din prima linie este numele metodei cerute. Metodele incorporate sunt listate în fig. 7-41. Pentru accesarea unor obiecte generale, metode adiționale specifice obiectelor pot fi de asemenea disponibile. În numele metodelor este semnificativă utilizarea literelor mari/mici, de exemplu *GET* este o metodă acceptată, dar nu și *get*.

Metoda	Descriere
GET	Cerere de citire a unei pagini Web
HEAD	Cerere de citire a antetului unei pagini de Web
PUT	Cerere de memorare a unei pagini de Web
POST	Adăugarea la o resursă anume (de exemplu o pagină de Web)
DELETE	Ștergerea unei pagini de Web
TRACE	Tipărirea cererii care a sosit
CONNECT	Rezervat pentru o utilizare în viitor
OPTIONS	Interogarea anumitor opțiuni

Fig. 7-41. Metode de cerere standard pentru HTTP.

Metoda *GET* cere serverului să trimită pagina (prin care noi înțelegem obiect, în cel mai general caz, dar în practică de obicei doar un fișier). Pagina este codată corespunzător în MIME. Marea majoritate a cererilor către servere Web sunt metode *GET*. Forma uzuală a metodei *GET* este

```
GET fișier HTTP-1.1
```

unde *fișier* denumește resursa (fișierul) ce va fi adusă, și 1.1 este versiunea de protocol utilizat.

Metoda *HEAD* cere doar antetul mesajului, fără să ceară și pagina propriu-zisă. Această metodă poate să fie utilizată pentru a afla când s-a făcut ultima modificare, pentru a obține informații pentru indexare, sau numai pentru a verifica corectitudinea unui URL.

Metoda *PUT* este inversa metodei *GET*: în loc să citească o pagină, o scrie. Această metodă permite crearea unei colecții de pagini de Web pe un server la distanță. Corpul cererii conține pagina. Pagina poate să fie codificată utilizând MIME, caz în care liniile care urmează după *PUT* pot include *Content-Type* și antete de autentificare, pentru a demonstra că într-adevăr cel care face cererea are dreptul de a realiza operația cerută.

Similară metodei *PUT* este metoda *POST*. Și ea conține un URL, dar în loc să înlocuiască date existente, noile date se vor adăuga într-un mod generalizat. De exemplu, se poate transmite un mesaj la un grup de știri sau adăuga un fișier la un sistem de informare în rețea. În practică, nici *PUT* și nici *POST* nu sunt utilizate prea mult.

DELETE realizează ce era de așteptat: ștergerea unei pagini. Ca și la *PUT*, autentificarea și drepturile de acces joacă aici un rol important. Nu există nici o garanție asupra succesului operației *DELETE*, deoarece chiar dacă serverul dorește să execute ștergerea, fișierul poate să aibă atribute care să interzică serverului HTTP să îl modifice sau să îl șteargă.

Metoda *TRACE* este pentru verificarea corectitudinii. Ea cere serverului să trimită înapoi cererea. Această metodă este utilă când cererile nu sunt procesate corect și clientul vrea să știe ce fel de cerere a ajuns de fapt la server.

Metoda *CONNECT* nu este utilizată în prezent. Este rezervată pentru utilizări ulterioare.

Metoda *OPTIONS* asigură o modalitate pentru client de a interoga serverul despre proprietățile acestuia sau despre cele ale unui anumit fișier.

Fiecare cerere obține un răspuns ce constă din linia de stare și posibile informații suplimentare (de exemplu, o parte sau toată pagina Web). Linia de stare conține un cod de stare de trei cifre, indicând dacă cererea a fost satisfăcută și dacă nu, cauza. Prima cifră este utilizată pentru împărțirea răspunsurilor în cinci mari grupuri, ca în fig. 7-42. Codurile 1xx sunt utilizate în practică foarte rar. Codurile 2xx indică tratarea cu succes a cererii și conținutul (dacă există) este returnat. Codurile 3xx spun clientului să caute în altă parte, prin folosirea unui URL diferit, sau în propria memorie ascunsă (discutată mai târziu). Codurile 4xx indică insuccesul cererii din cauza unei erori la client, precum o cerere invalidă sau o pagină inexistentă. În fine, erorile 5xx indică o problemă în server, datorată codului său sau unei supraîncărcări temporare.

Cod	Semnificație	Exemple
1xx	Informație	100 = serverul acceptă tratarea cererii de la client
2xx	Succes	200 = cerere reușită; 204 = nu există conținut
3xx	Redirectare	301 = pagină mutată; 304 = pagina din memoria ascunsă este încă validă
4xx	Eroare la client	403 = pagină interzisă; 404 = pagina nu a fost găsită
5xx	Eroare la server	500 = eroare internă la server; 503 = încearcă mai târziu

Fig. 7-42. Grupuri de răspunsuri ale codurilor de stare.

Antete de mesaje

Linia de cerere (de exemplu linia cu metoda *GET*) poate fi urmată de linii adiționale cu mai multe informații. Acestea poartă numele de **antete de cerere**. Această informație poate fi comparată cu parametrii unui apel de procedură. Răspunsurile pot avea de asemenea **antete de răspuns**. Anumite antete pot fi folosite în orice sens. O selecție a celor mai importante este dată în fig. 7-43.

Antetul *User-Agent* permite clientului să informeze serverul asupra programului său de navigare, sistemului de operare și altor proprietăți. În fig. 7-34 am văzut că serverul avea în mod magic această informație și că o poate obține la cerere într-un script PHP. Antetul este utilizat de client pentru a-i asigura serverului această informație.

Antet	Tip	Descriere
User-Agent	Cerere	Informație asupra programului de navigare și a platformei
Accept	Cerere	Tipul de pagini pe care clientul le poate trata
Accept-Charset	Cerere	Seturile de caractere care sunt acceptabile la client
Accept-Encoding	Cerere	Codificările de pagini pe care clientul le poate trata
Accept-Language	Cerere	Limbajele naturale pe care clientul le poate trata
Host	Cerere	Numele DNS al serverului
Authorization	Cerere	O listă a drepturilor clientului
Cookie	Cerere	Trimite un cookie setat anterior înapoi la server
Date	Ambele	Data și ora la care mesajul a fost trimis
Upgrade	Ambele	Protocolul la care transmițătorul vrea să comute
Server	Răspuns	Informație despre server
Content-Encoding	Răspuns	Cum este codat conținutului (de exemplu, gzip)
Content-Language	Răspuns	Limbajul natural utilizat în pagină
Content-Length	Răspuns	Lungimea paginii în octeți
Content-Tzpe	Răspuns	Tipul MIME al paginii
Last-Modified	Răspuns	Ora și data la care pagina a fost ultima dată modificată
Location	Răspuns	O comandă pentru client pentru a trimite cererea în altă parte
Accept-Ranges	Răspuns	Serverul va accepta cereri în anumite limite de octeți
Set-Cookie	Răspuns	Serverul vrea să salveze un cookie la client

Fig. 7-43. Câteva antete de mesaje HTTP.

Cele patru antete *Accept* spun serverului ce este dispus clientul să accepte în cazul în care acesta are un repertoriu limitat despre ceea ce este acceptabil. Primul antet specifică ce tipuri MIME sunt acceptate (de exemplu, text/html). Al doilea reprezintă setul de caractere (de exemplu ISO-8859 sau Unicode-1-1). Al treilea se referă la metode de compresie (de exemplu, gzip). Al patrulea indică un limbaj natural (de exemplu, spaniola). Dacă serverul are mai multe pagini din care poate să aleagă, el poate utiliza această informație pentru a furniza clientului pagina pe care o caută. Dacă nu poate satisface cererea, este întors un cod de eroare și cererea eșuează.

Antetul *Host* denumește serverul. El este luat din URL. Antetul este obligatoriu. Este utilizat deoarece anumite adrese IP pot servi mai multe nume de DNS și serverul are nevoie de o anumită modalitate de a spune cărui calculator să-i trimită cererea.

Antetul *Authorization* este necesar pentru protecția paginilor. În acest caz, clientul trebuie să demonstreze că are dreptul de a vedea pagina cerută. Acest header este utilizat în acest scop.

Deși cookie-urile sunt tratate în RFC 2109 mai mult decât în RFC 2616, și ele au două antete. Antetul *Cookie* este utilizat de clienți pentru a întoarce serverului un cookie care a fost anterior trimis de o mașină aflată în domeniul serverului.

Antetul *Date* poate fi utilizat în ambele sensuri și conține ora și data la care a fost trimis mesajul. Antetul *Upgrade* este folosit pentru a face mai ușoară crearea unei tranziții către o viitoare (posibil incompatibilă) versiune a protocolului HTTP. Acesta permite clientului, să anunțe ce anume suportă, și serverului să afirme ceea ce folosește.

Acum am ajuns la antetele utilizate exclusiv de către server în răspunsul cererilor. Primul, *Server*, permite serverului să spună cine este și câteva proprietăți, dacă dorește.

Următoarele patru antete, toate începând cu *Content-*, permit serverului să descrie proprietățile paginii pe care o transmite.

Antetul *Last-Modified* spune când a fost modificată ultima dată pagina. Acest antet joacă un rol important în mecanismul de memorie ascunsă.

Antetul *Location* este utilizat de server pentru a informa clientul că ar trebui să utilizeze un alt URL. Acesta poate fi folosit dacă pagina a fost mutată, sau pentru a da permisiunea mai multor URL-uri de a referi aceeași pagină (posibil pe servere diferite). Este de asemenea utilizată pentru companiile care au o pagină de Web principală în domeniul *com*, dar care redirecționează clienții la o pagină națională sau regională în funcție de adresa lor IP sau limba preferată.

Dacă o pagină este foarte mare, un client mic poate nu o dorește dintr-o dată. Unele servere acceptă cereri în anumite intervale de octeți, astfel că pagina poate fi citită în mai multe unități mai mici. Antetul *Accept-Ranges* anunță asentimentul severului de a trata acest tip de cerere parțială de pagini.

Al doilea antet pentru cookie, *Set-Cookie*, se referă la modul în care serverele trimit cookie-uri la clienți. Este de așteptat salvarea cookie-ului de către client și returnarea acestuia la cereri ulterioare ale serverului.

Exemplu de utilizare HTTP

Deoarece HTTP este un protocol ASCII, este destul de ușor pentru o persoana aflată la un terminal (ca opus al programului de navigare) să vorbească direct cu serverele de Web. Este necesară doar o conexiune TCP la portul 80 pe server. Cititorii sunt încurajați să încerce personal acest scenariu (preferabil dintr-un sistem UNIX, deoarece anumite sisteme nu returnează starea conexiunii).

```
Trying 4.17.168.6...
Connected to www.ietf.org.
Escape character is '^]'.
HTTP/1.1 200 OK
Date: Wed, 08 May 2002 22:54:22 GMT
Server: Apache/1.3.20 (Unix) mod_ssl/2.8.4 OpenSSL/0.9.5a
Last-Modified: Mon, 11 Sep 2000 13:56:29 GMT
ETag: "2a79d-c8b-39bce48d"
Accept-Ranges: bytes
Content-Length: 3211
Content-Type: text/html
X-Pad: avoid browser bug

<html>
<head>
<title>IETF RFC Page</title>
<script language="javascript">
function url() {
var x = document.form1.number.value
if (x.length == 1) { x = "000" + x }
if (x.length == 2) { x = "00" + x }
if (x.length == 3) { x = "0" + x }
document.form1.action = „/rfc/rfc" + x + „.txt"
document.form1.submit
}
</script>
</head>
```

Fig. 7-44. Primele linii ale fișierului *www.ietf.org/rfc.html*.

Următoarea secvență de comenzi va realiza acest lucru:

```
telnet www.ietf.org 80 >log
GET /rfc.html HTTP/1.1
Host: www.ietf.org

close
```

Această secvență de comenzi pornește o conexiune telnet (adică TCP) pe portul 80 al serverului Web al IETF, *www.ietf.org*. Rezultatul sesiunii este redirectat către fișierul *log* pentru o inspecție ulterioară. Apoi urmează comanda *GET* denumind fișierul și protocolul. Următoarea linie este antetul obligatoriu *Host*. Linia rămasă liberă este de asemenea cerută. Ea semnalează serverului că nu mai sunt antete de cerere. Comanda *close* indică programului de telnet să întrerupă conexiunea.

Fișierul *log* poate fi inspectat folosind un editor. Acesta ar trebui să înceapă similar cu liniile de cod din fig. 7-44, cu excepția unei modificări recente de către IETF.

Primele trei linii reprezintă ieșirea programului telnet, și nu de la serverul la distanță. Linia ce începe cu HTTP/1.1 este răspunsul IETF prin care spune că este dispus să vorbească HTTP/1.1 cu tine. Apoi urmează un număr de antete și apoi conținutul. Am văzut deja toate antetele, cu excepția lui *ETag* care este un identificator de pagină unic, referitor la memoria ascunsă, și *X-Pad* care nu este standardizat, probabil o cale de scăpare pentru vreun program de navigare cu erori.

7.3.5 Îmbunătățiri ale performanței

Popularitatea Web-ului aproape că a fost propria sa distrugere. Servere, rutere și linii folosite de Web sunt adesea supraîncărcate. Multă lume a început să denumească WWW-ul ca World Wide Wait (rom: așteptare de întindere planetară). Ca o consecință a acestor întârzieri fără sfârșit, cercetătorii au dezvoltat diverse tehnici pentru îmbunătățirea performanțelor. Vom examina acum trei dintre ele: memoria ascunsă, replicarea serverelor și rețele de livrare a conținutului.

Memoria ascunsă

Un mod simplu de a îmbunătăți performanța este de a salva paginile care au fost cerute pentru cazul în care ele vor fi utilizate din nou. Această tehnică este efectivă în special pentru paginile care sunt vizitate foarte mult, ca *www.yahoo.com* și *www.cnn.com*. Paginile pot fi păstrate pentru utilizări ulterioare în **memoria ascunsă (eng.: cache)**. Procedura uzuală este ca un proces, denumit **proxy (rom.: delegat)**, să întrețină această memorie. Pentru a utiliza memoria ascunsă, un program de navigare poate fi configurat să adreseze toate cererile de pagini proxy-ului, și nu serverului real unde se află pagina respectivă. Dacă proxy-ul are pagina, o returnează imediat. Dacă nu, aduce pagina de la server, o adaugă în memoria ascunsă pentru utilizarea ulterioară și o întoarce clientului care a cerut-o.

Două întrebări importante aferente memoriei ascunse sunt:

1. Cine ar trebui să dețină memoria ascunsă?
2. Cât de mult timp ar trebui să stea paginile în memoria ascunsă?

Există mai multe răspunsuri la prima întrebare. PC-urile individuale de obicei rulează proxy-uri, deci pot să caute rapid pagini vizitate anterior. Într-un LAN al unei companii, proxy-ul este în general o mașină ce poate fi accesată de toate mașinile din acel LAN, astfel că dacă un utilizator se uită la o anumită pagină și apoi alt utilizator din același LAN vrea aceeași pagină, ea poate fi adusă din memoria ascunsă a proxy-ului. Multe ISP-uri rulează proxy-uri, pentru a accelera accesul clienților

lor. De obicei toate memoriile ascunse operează în același timp, deci cererile se duc inițial la proxy-ul local. Dacă eșuează, proxy-ul local cere pagina proxy-ului din LAN. Dacă și aceasta eșuează, proxy-ul din LAN încearcă la proxy-ul ISP-ului. Ultimul trebuie să reușească să aducă paginile, fie din memoria sa ascunsă, fie de la o memorie ascunsă de nivel superior, fie de la însuși serverul ce deține pagina. O schemă ce include mai multe memorii ascunse care pot fi încercate în secvență este denumită **memorie ascunsă ierarhică (hierarchical caching)**. O posibilă implementare este ilustrată în fig. 7-45.

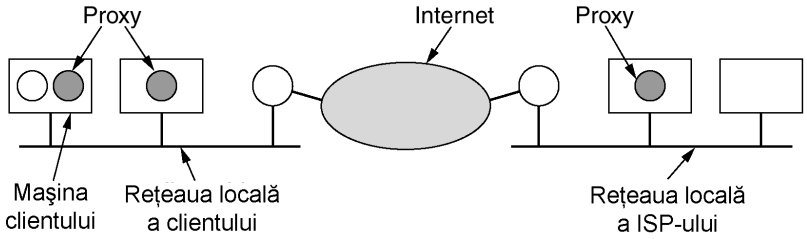


Fig. 7-45. Memorie ascunsă ierarhică cu 3 proxy-uri .

Cât timp ar trebui paginile să rămână în memoria ascunsă este un pic mai dificil de aflat. Anumite pagini nu ar trebui să fie păstrate deloc în memoria ascunsă. De exemplu, o pagină ce conține prețurile pentru cele mai active 50 de acțiuni la bursă se schimbă la fiecare secundă. Dacă s-ar păstra în memoria ascunsă, un utilizator ce ia o astfel de copie ar lua date **vechi** (adică depășite). Pe de altă parte, din momentul în care schimbul de acțiuni s-a închis pe ziua respectivă, pagina va rămâne validă ore sau zile, până când începe următoarea licitație. Astfel, eficiența menținerii unei pagini în memoria ascunsă poate varia foarte mult în timp.

Problema-cheie în determinarea eliminării unei pagini din memoria ascunsă este legată de vechimea pe care utilizatorii sunt dispuși să o accepte (din moment ce paginile din memoria ascunsă sunt ținute pe disc, cantitatea de memorare consumată reprezintă rareori o problemă). Dacă un proxy elimină repede paginile, el va întoarce rar o pagină veche, dar nu va fi prea eficient (adică va avea o rată scăzută de succes). Dacă păstrează paginile prea mult, poate avea o rată mai mare dar cu prețul de a întoarce deseori pagini cu informație expirată.

Există două abordări în tratarea acestei probleme. Prima utilizează o euristică pentru a ști cât timp să mențină fiecare pagină. O euristică des întâlnită este cea în care se ține cont de antetul *Last-Modified* (vezi fig. 7-43). Dacă o pagină a fost modificată cu o oră în urmă, se ține în memoria ascunsă o oră. Dacă a fost modificată cu un an în urmă, este evident o pagină foarte veche (de exemplu, o listă a zeilor din mitologia greacă și cea romană), deci poate fi păstrată în memoria ascunsă pentru un an, cu o probabilitate rezonabilă că nu se va modifica în decursul anului. Deși această euristică funcționează bine în practică, ea întoarce, totuși, pagini vechi din când în când.

Cealaltă abordare este mai costisitoare dar elimină posibilitatea paginilor vechi prin utilizarea unor caracteristici speciale ale RFC 2616 care tratează administrarea memoriei ascunse. Una din cele mai utilizate caracteristici este antetul de cerere *If-Modified-Since*, pe care un proxy poate să-l trimită unui server. El specifică pagina pe care o vrea proxy-ul și momentul la care pagina din memoria ascunsă a fost modificată ultima dată (din antetul *Last-Modified*). Dacă pagina nu a mai fost modificată de atunci, serverul trimite înapoi un scurt mesaj *Not Modified* (codul de stare 304 din fig. 7-42), care indică proxy-ului să utilizeze pagina din memoria ascunsă. Dacă pagina a mai fost modificată de atunci, este returnată noua pagină. În timp ce pentru această abordare este întotdeauna ne-

voie de un mesaj de cerere și unul de răspuns, mesajul de răspuns va fi foarte scurt când intrarea în memoria ascunsă este încă validă.

Aceste două abordări pot fi combinate ușor. Pentru primul ΔT după aducerea paginii, proxy-ul doar returnează pagina clienților ce o cer. După ce pagina a stat un timp în memoria ascunsă, proxy-ul utilizează mesajul *If-Modified-Since* pentru a verifica valabilitatea acesteia. Alegerea ΔT implică invariabil o euristică, depinzând de cât de mult timp a trecut de la modificarea paginii.

Paginile Web cu conținut dinamic (de exemplu, cele generate de un script PHP) nu ar trebui niciodată păstrate în memoria ascunsă, deoarece parametrii pot fi diferiți la următoarea accesare. Pentru a trata aceasta și alte cauze, există un mecanism general prin care un server instruiește toate proxy-urile până la client să nu folosească din nou pagina curentă până nu îi verifică valabilitatea. Acest mecanism poate fi folosit de asemenea pentru orice pagină pasibilă să fie modificată curând. Diverse mecanisme de control al memoriei ascunse sunt definite în RFC 2616.

Mai există o abordare în îmbunătățirea performanței, memoria ascunsă proactivă. Când un proxy aduce o pagină de la un server, el poate inspecta pagina pentru a vedea dacă ea conține hiperlegături. Dacă este așa, poate să lanseze cereri serverelor corespunzătoare pentru a preîncărca în memoria ascunsă paginile la care punctează, pentru cazul în care va fi nevoie de ele. Această tehnică poate reduce timpul de acces pentru cererile ulterioare, dar poate, la fel de bine, să inunde liniile de comunicație cu pagini care nu vor fi niciodată necesare.

În mod clar, memoria ascunsă în Web este departe de a fi banală. Mult mai multe se pot spune despre ea. De fapt, s-au scris cărți întregi pe această temă, de exemplu (Rabinovich și Spatscheck, 2002; și Wessels, 2001). Dar este timpul ca noi să trecem la un alt subiect.

Replicarea serverelor

Memoria ascunsă este o tehnică orientată spre client pentru îmbunătățirea performanțelor, dar există și tehnici orientate pe server. Cea mai întâlnită abordare pentru îmbunătățirea performanțelor serverelor este replicarea conținutului lor în mai multe locuri separate. Această tehnică este câteodată denumită **oglindire (mirroring)**.

Într-o utilizare tipică a oglindirii într-o companie, pagina principală de Web conține câteva imagini cu legături către siturile Web regionale, de exemplu siturile din est, vest, nord și sud. Utilizatorul urmează legătura cea mai apropiată. Din acel moment, toate cererile se duc la serverul selectat.

Siturile oglindite sunt în general complet statice. Compania decide unde să plaseze copiile, dispune de un server în fiecare regiune, și plasează (mai mult sau mai puțin) întregul conținut în fiecare loc (omițând, probabil, dezăpezitoarele în situl de la Miami și șezlongurile în situl din Anchorage). Alegerea siturilor rămâne în general stabilă luni sau chiar ani de zile.

Din păcate, Web-ul prezintă un fenomen cunoscut ca **aglomerare bruscă (flash crowds)** în care un sit Web care era anterior necunoscut, nevizitat, aproape mort, devine dintr-o dată centrul universului. De exemplu, până pe 6 noiembrie 2000, situl Web al secretarului de stat din Florida, *www.dos.state.fl.us*, informa tacit despre întâlnirile cabinetului statului Florida și oferea instrucțiuni pentru a deveni notar în Florida. Dar pe 7 noiembrie 2000, când președinția Statelor Unite depindea dintr-o dată de câteva mii de voturi disputate în câteva provincii din Florida, a devenit unul din primele 5 situri Web din lume. Evident, nu a putut suporta încărcarea și aproape că a murit strivit sub ea.

Este necesar un mod prin care un sit Web, ce observă dintr-o dată o cerere masivă a traficului, să se cloneze automat în atâtea locații cât este necesar și să păstreze aceste situri operaționale până când trece furtuna, moment în care oprește majoritatea sau chiar totalitatea acestora. Pentru a avea

această abilitate, un sit are nevoie de o înțelegere prealabilă cu o companie care deține mai multe situri, prin care se pot crea replici la cerere și pentru care se plătește în funcție de capacitatea pe care o folosește în realitate.

O strategie și mai flexibilă este de a crea replici dinamice la nivel de pagini, în funcție de unde vine traficul. Câteva cercetări pe această temă sunt raportate în (Pierre ș.a.., 2001; și Pierre ș.a.., 2002).

Rețele de livrare de conținut

Culmea capitalismului este că cineva a descoperit cum să câștige bani din World Wide Wait. Funcționează în felul următor. Companiile denumite **CDN (Content Delivery Networks, rom: rețele de livrare de conținut)** vorbesc cu deținătorii conținutului (situri muzicale, ziare, și alții care doresc să facă disponibil conținutul ușor și rapid) și se oferă să livreze acest conținut utilizatorilor finali în mod eficient, contra cost. După semnarea contractului, deținătorul conținutului oferă CDN-ului conținutul sitului său Web pentru preprocesare (care va fi discutată imediat) și apoi distribuție.

Apoi CDN vorbește cu un număr mare de ISP-uri și se oferă să îi plătească bine pentru dreptul de a plasa un server administrat la distanță, plin de conținut valoros, pe LAN-urile lor. Nu numai că este o sursă de venit, dar asigură de asemenea clienților ISP-urilor timpi de răspuns excelenți pentru a ajunge la conținutul CDN-ului, oferind astfel ISP-ului un avantaj competitiv față de alte ISP-uri care nu au acceptat oferta CDN-ului. În aceste condiții, colaborarea cu un CDN este ceva la mintea cocoșului pentru ISP. Ca o consecință, cele mai mari CDN-uri au mai mult de 10.000 de servere răspândite în toată lumea.

```
<html>
<head><title>Furry Video</title></head>
<body>
<h1>Furry Video's Product List</h1>
<p>Click below for free samples.</p>

<a href="bears.mpg">Bears Today</a><br>,
<a href="bunnies.mpg">Funny Bunnies</a><br>
<a href="mice.mpg">Nice Mice</a><br>
</body>
</html>
```

(a)

```
<html>
<head><title>Furry Video</title></head>
<body>
<h1>Furry Video's Product List</h1>
<p>Click below for free samples.</p>

<a href="http://cdn-server.com/furryvideo/bears.mpg">Bears Today</a><br>,
<a href="http://cdn-server.com/furryvideo/bunnies.mpg">Funny Bunnies</a><br>
<a href="http://cdn-server.com/furryvideo/mice.mpg">Nice Mice</a><br>
</body>
</html>
```

(b)

Fig. 7-46. (a) Pagina Web originală. (b) Aceeași pagină după transformare.

Cu un conținut replicat pe mii de situri în lumea întreagă, există în mod clar un potențial ridicat pentru îmbunătățirea performanțelor. Cu toate acestea, pentru o funcționare bună, trebuie să existe o modalitate prin care să se redirecteze cererea clientului la cel mai apropiat server CDN, preferabil unul aflat la ISP-ul clientului. De asemenea, această redirectare trebuie făcută fără modificarea DNS-ului sau a oricărei alte părți a infrastructurii standard a Internet-ului. O descriere puțin simplificată despre cum lucrează Akamai, cel mai mare CDN, este oferită în continuare.

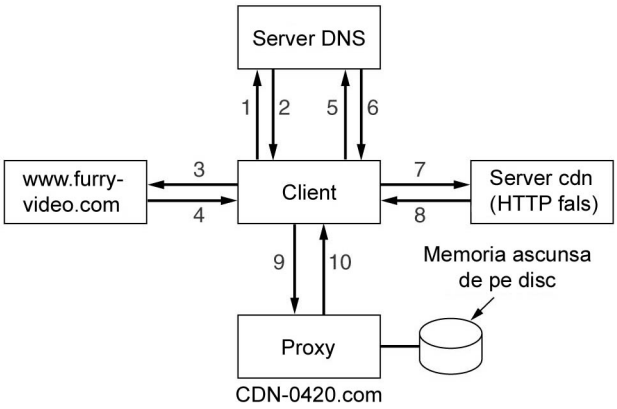
Întregul proces începe din momentul în care furnizorul conținutului trimite CDN-ului situl său Web. Apoi CDN-ul trece fiecare pagină printr-un preprocesor care înlocuiește toate URL-urile cu unele modificate. Modelul de lucru din spatele acestei strategii este acela că situl Web al furnizorului de conținut este constituit din multe pagini foarte mici (doar text HTML), dar că aceste pagini au de obicei referințe către fișiere mari, precum imagini, audio și video. Paginile HTML modificate sunt păstrate pe serverul furnizorului de conținut și sunt aduse în mod obișnuit; doar imaginile, comunicațiile audio și video merg pe serverele CDN-ului.

Pentru a vedea cum funcționează această schemă în realitate, se consideră pagina Web a lui Furry (rom.: îmblănit) Video din fig. 7-46(a). După preprocesare, ea este transformată în fig. 7-46(b) și plasată pe serverul Furry Video ca *www.furryvideo.com/index.html*.

Când un utilizator introduce ca URL *www.furryvideo.com*, DNS-ul întoarce adresa IP a sitului Furry Video, permițând ca pagina (HTML) principală să fie adusă în mod obișnuit. Când se face clic pe oricare din hiper-legături, programul de navigare cere DNS-ului să caute *cdn-server.com*, ceea ce acesta chiar face. Programul de navigare trimite apoi o cerere HTTP către această adresă IP, contând pe faptul că va primi înapoi un fișier MPEG.

Aceasta nu se întâmplă deoarece *cdn-server.com* nu găzduiește nici un conținut. În schimb, acesta este pe serverul fals de HTTP al CDN-ului. El examinează numele fișierului și numele serverului pentru a afla care pagină este necesară cărui furnizor de conținut. De asemenea, examinează adresa IP a cererii sosite și o caută în baza sa de date pentru a determina unde este posibil să se afle utilizatorul. Cu o astfel de informație, el determină care servere CDN de conținut pot oferi utilizatorului serviciul cel mai bun. Această decizie este dificilă deoarece serverul situat geografic cel mai aproape poate să nu fie cel mai apropiat în termeni de topologie de rețea, iar cel mai apropiat în termeni de topologie de rețea poate fi foarte aglomerat în acel moment. După ce se face o alegere, *cdn-server.com* trimite înapoi un răspuns cu codul de stare 301 și un antet *Location* cu URL-ul fișierului pe serverul CDN de conținut cel mai apropiat de client. Pentru acest exemplu, să presupunem că URL-ul este *www.CDN-0420.com/furryvideo/bears.mpg*. Programul de navigare procesează apoi acest URL în mod normal pentru a obține fișierul MPEG real.

Pașii urmați sunt ilustrați în fig. 7-47. Primul pas este căutarea *www.furryvideo.com* pentru a obține adresa lui IP. După aceea, pagina HTML poate fi adusă și afișată în mod obișnuit. Pagina conține trei hiper-legături la *cdn-server* [vezi fig. 7-46(b)]. Când, să zicem, este selectată prima, este căutată (pasul 5) și returnată (pasul 6) adresa sa de DNS. Când o cerere pentru *bears.mpg* este trimisă la *cdn-server* (pasul 7), clientul este înștiințat că trebuie să se ducă de fapt la *CDN-0420.com* (pasul 8). Când face acest lucru (pasul 9), i se dă fișierul din memoria ascunsă a proxy-ului (pasul 10). Proprietatea care face ca întregul mecanism să funcționeze este pasul 8, serverul fals de HTTP redirectând clientul la un proxy CDN aflat aproape de client.



1. Caută www.furryvideo.com
2. Este întoarsă adresa IP a lui Furry
3. Pagina HTML este cerută de la Furry
4. Este întoarsă o pagină HTML
5. După selecția cu mouse-ul, se caută cdn-server.com
6. Este întoarsă adresa IP a lui cdn-server
7. Bears.mpg este cerut de la cdn-server
8. Clientul este redirecționat către CDN-0420
9. Este cerut fișierul bears.mpg
10. Fișierul bears.mpg este întors din memoria ascunsă.

Fig. 7-47. Pașii în căutarea unui URL când se folosește un CDN

Serverul CDN la care este redirectat clientul este în mod tipic un proxy cu o memorie ascunsă preîncărcată cu conținutul cel mai important. Dacă totuși cineva cere un fișier care nu este în memoria ascunsă, acesta este adus de la serverul real și dispus în memoria ascunsă pentru o utilizare ulterioară. Făcând din serverul de conținut un proxy și nu o replică completă, CDN are abilitatea de a schimba dimensiunea discului, timpul de preîncărcare și diverși parametri de performanță.

Mai multe despre rețele de livrare a conținutului găsiți în (Hull, 2002; și Rabinovich și Spatscheck, 2002).

7.3.6 Web-ul fără fir

Există un interes considerabil pentru dispozitivele mici, portabile, capabile să acceseze Web-ul printr-o legătură fără fir. De fapt, primii pași în această direcție au fost deja făcuți. Cu siguranță că vor fi o mulțime de schimbări în acest domeniu în anii ce vin, dar tot merită să examinăm câteva din idele actuale legate de web-ul fără fir, pentru a vedea unde suntem acum și încotro ne putem îndrepta. Ne vom concentra asupra primelor două sisteme Web fără fir de scară largă care au spart piața: WAP și i-mode.

WAP-The Wireless Application Protocol (Protocolul pentru aplicații fără fir)

O dată ce Internet-ul și telefoanele mobile au devenit lucruri comune, nu a durat mult până când cuiva i-a venit ideea să le combine într-un telefon mobil cu ecran încorporat pentru acces fără fir la poșta electronică și la Web. Acel „cineva" a fost consorțiul condus inițial de Nokia, Ericsson, Motorola și phone.com (fosta Unwired Planet) și care acum se laudă cu sute de membri. Sistemul se numește **WAP (Wireless Application Protocol** - protocolul pentru aplicații fără fir).

Un dispozitiv WAP poate fi un telefon mobil îmbunătățit, PDA, sau calculator portabil fără servicii pentru voce. Specificația le permite pe toate și multe altele. Ideea de bază este să se folosească infrastructura digitală fără fir existentă. Utilizatorii pot accesa o poartă (eng.: gateway) WAP prin legătura fără fir și îi pot trimite cereri de pagini Web. Apoi, poarta controlează memoria ascunsă pentru pagina cerută. Dacă există, o trimite; dacă nu există, o ia de pe Internet-ul cu fir. În esență, această înseamnă că WAP 1.0 este un sistem cu comutare de circuite cu o taxă de

conectare pe minut relativ mare. Pentru a scurta o poveste lungă, oamenilor nu le-a plăcut sa acceseze Internet-ul pe un ecran mic și plătind la minut, astfel că WAP-ul a fost un fel de nereușită (deși au mai fost și alte probleme). În orice caz, WAP-ul și competitorul sau, i-mode (prezentat mai jos), par să conveargă spre o aceeași tehnologie, astfel că WAP 2.0 ar mai putea să fie un mare succes. Întrucât WAP 1.0 a fost prima încercare pentru Internet-ul fără fir, merită să fie descris cel puțin pe scurt.

WAP este de fapt o stivă de protocoale pentru accesarea Web-ului, optimizată pentru conexiuni cu o bandă de transfer mică folosind dispozitive fără fir ce au un procesor lent, puțină memorie și un ecran mic. Aceste cerințe sunt evident diferite de cele pentru un PC standard de birou, scenariu care duce la niște diferențe între protocoale. Nivelurile sunt prezentate în fig. 7-48.

Mediul aplicațiilor fără fir (WAE)
Protocolul sesiune fără fir (WSP)
Protocolul tranzacție fără fir (WTP)
Securitatea la nivelul transport fără fir (WTLS)
Protocolul pentru datagrame fără fir (WDP)
Nivelul fizic (GSM, CDMA, D-AMPS, GPRS, etc.)

Fig. 7-48. Stiva de protocoale WAP.

Nivelul cel mai de jos suportă toate sistemele de telefonie mobilă existentă, inclusiv GSM, D-AMPS și CDMA. Rata de transfer pentru WAP 1.0 este de 9600 bps. Deasupra acestora se află protocolul pentru datagrame, **WDP (Wireless Datagram Protocol -** protocolul pentru datagrame fără fir), care este de fapt UDP. Apoi vine un nivel pentru securitate, evident necesar într-un sistem fără fir. WTLS este un subset al SSL-ului de la Netscape, la care ne vom uita în cap. 8. Deasupra acestuia este un nivel tranzacție sigură sau nesigură, care se ocupă de cereri și răspunsuri. Acest nivel înlocuiește TCP, care nu este folosit peste legătura prin aer din motive legate de eficiență. Apoi vine un nivel sesiune, care este similar cu HTTP/1.1, dar cu câteva restricții și extensii pentru motive de optimizare. Deasupra acestuia se află micro-programul de navigare (WAE).

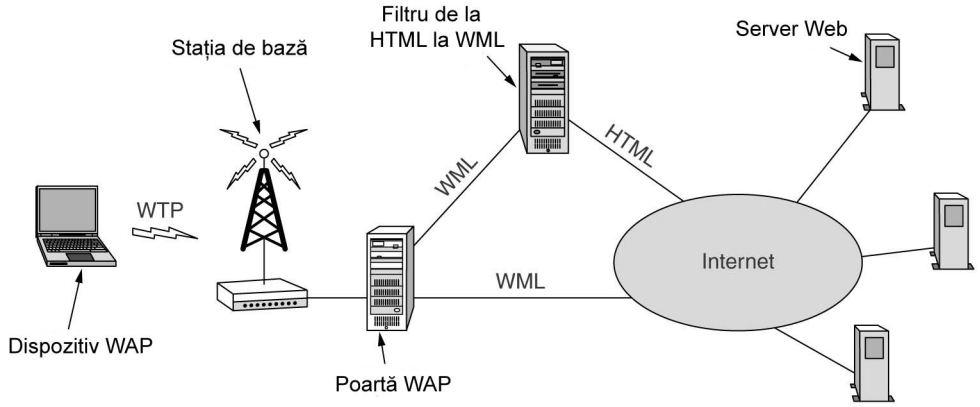


Fig. 7-49. Arhitectura WAP.

În afara costului, celălalt aspect care cu siguranță a afectat acceptarea WAP-ului este faptul că nu folosește HTML. În locul acestuia, nivelul WAE folosește un limbaj de marcare numit **WML (Wireless Markup Language** – limbajul de marcare fără fir), care este o aplicație a XML. Drept consecință, în principiu, un dispozitiv WAP nu poate accesa decât acele pagini care au fost convertite la WML. Oricum, având în vedere că asta restricționează mult valoarea WAP-ului, arhitectura reclamă un filtru direct de la HTML la WML pentru a crește mulțimea paginilor disponibile. Arhitectura este ilustrată în fig. 7-49.

Ca să fim corecți, WAP-ul a fost, probabil, puțin înaintea vremii sale. Când WAP-ul a fost lansat prima dată, XML abia era cunoscut în afara W3C și astfel presa a anunțat lansarea sa spunând **WAP NU FOLOSEȘTE HTML**. Un titlu mai clar ar fi fost: **WAP DEJA FOLOSEȘTE NOUL STANDARD HTML.** Dar cum răul fusese făcut, a fost greu de reparat și WAP 1.0 nu a prins niciodată. Vom rediscuta WAP-ul după ce ne vom uita mai întâi la competitorul său major.

I-Mode

În timp ce un consorțiu multi-industrial de companii de telecomunicații și de calculatoare a fost ocupat cu construcția unui standard deschis folosind cea mai avansată versiune de HTML disponibilă, alte dezvoltări aveau loc în Japonia. Acolo, o japoneză, Mari Matsunaga, a inventat o altă soluție pentru Web-ul fără fir numită **i-mode (information mode** – modul informație). Ea a convins divizia „fără fir" a fostului monopol de telefonie japoneză că ideea sa era corectă și în februarie 1999 NTT DoCoMo (în traducere literală: Compania Japoneză pentru Telefoane și Telegraf oriunde te-ai duce) a lansat serviciul în Japonia. În 3 ani a avut peste 35 de milioane de abonați japonezi, care puteau accesa peste 40.000 de situri Web speciale i-mode. În plus, a mai făcut ca majoritatea companiilor de telecomunicații să saliveze după succesul său financiar, mai ales datorită faptului că WAP nu părea sa ducă nicăieri. Să vedem acum ce este i-mode și cum funcționează.

Sistemul i-mode are trei componente de bază: un nou sistem de transmisie, un nou telefon și un nou limbaj pentru proiectarea paginilor Web. Sistemul de transmisie constă în două rețele separate: rețeaua de telefonie mobilă cu comutare de circuite existentă (oarecum comparabilă cu D-AMPS) și o nouă rețea cu comutare de pachete construită în mod special pentru serviciile i-mode. Modul voce folosește rețeaua cu comutare de circuite și este taxat la fiecare minut de conectare. I-mode folosește rețeaua cu comutare de pachete și este întotdeauna activ (la fel ca la ADSL sau la cablu), astfel că nu există taxarea pentru timpul de conectare. În locul acesteia, există o taxă pentru fiecare pachet trimis. Momentan nu este posibil să fie folosite ambele rețele în același timp.

Telefoanele arată ca niște telefoane mobile cărora li s-a adăugat un mic ecran. NTT DoCoMo promovează masiv dispozitivele i-mode ca fiind mai degrabă telefoane mobile decât terminale Web fără fir, deși ele chiar asta sunt. De fapt, probabil că majoritatea clienților nici nu sunt conștienți că sunt conectați la Internet. Ei consideră dispozitivele lor i-mode ca fiind telefoane mobile cu facilități sporite. Pentru a păstra acest model de i-mode la nivel de serviciu, telefoanele nu pot fi programate de utilizatori, deși ele conțin echivalentul unui PC din 1995 și ar putea probabil rula Windows 95 sau UNIX.

Când telefonul i-mode este pornit, utilizatorului îi este prezentată o listă cu categoriile de servicii aprobate oficial. Sunt mult peste 1000 de servicii grupate în aproximativ 20 de categorii. Fiecare serviciu, care este de fapt un mic sit Web i-mode, este oferit de către o companie independentă. Categoriile importante din meniul oficial includ poșta electronică, știri, meteo, sport, jocuri, cumpărături, hărți, horoscop, distracție, călătorii, ghiduri regionale, tonuri ale soneriei, rețete, jocuri de noroc, servicii bancare si cotațiile bursei. Serviciul este oarecum orientat către adolescenți și oameni de 20-

30 de ani, care au tendința să se atașeze de jucăriile electronice, mai ales dacă sunt în culori frumos asortate. Simplul fapt că peste 40 de companii vând tonuri ale soneriei spune ceva. Cea mai populară aplicație este poșta electronică, care permite mesaje de până la 500 de octeți și din acest motiv este văzută ca o mare îmbunătățire față de SMS (Short Message Service – serviciul de mesaje scurte) care permite mesaje de numai 160 de octeți. Jocurile sunt și ele populare.

Sunt de asemenea peste 40.000 de situri Web i-mode, dar ele trebuie accesate mai degrabă scriindu-se URL-ul lor, decât selectându-le dintr-un meniu. Dintr-un punct de vedere, lista oficială este ca un portal Internet care permite altor situri Web să fie accesate prin selecție în loc să li se scrie URL-ul.

NTT DoCoMo controlează îndeaproape serviciile oficiale. Pentru a fi acceptat pe listă, un serviciu trebuie să îndeplinească o serie de criterii publice. De exemplu, un serviciu nu trebuie să aibă o influență negativă asupra societății, dicționarele japonez-englez trebuie să aibă suficiente cuvinte, serviciile cu tonuri pentru sonerie trebuie să adauge frecvent noi tonuri și nici un sit nu poate să promoveze comportarea vicioasă sau să se reflecte negativ asupra NTT DoCoMo (Frangle, 2002). Cele 40.000 de situri Internet pot face orice vor ele.

Modelul afacerii i-mode este atât de diferit de acela al Internet-ului convențional încât merită explicat. Taxa pentru abonamentul de bază i-mode este de câțiva dolari pe lună. Cum există o taxă pentru fiecare pachet primit, abonamentul de bază include și un mic număr de pachete. Ca alternativă, clientul poate opta pentru un abonament cu mai multe pachete gratuite, cu o taxă pe pachet ce scade repede pe măsură ce trece de la 1 MB pe lună la 10 MB pe lună. Dacă pachetele gratuite sunt folosite până la jumătatea lunii, pot fi cumpărate on-line alte pachete adiționale.

Pentru a folosi un serviciu trebuie să te abonezi la el, fapt care se realizează printr-o simplă selecție și introducerea codului PIN personal. Majoritatea serviciilor oficiale costă în jur de 1-2 pe lună. NTT DoCoMo adaugă taxa la factura de telefon și transferă 91% celui care oferă serviciul, păstrând 9%. Dacă un serviciu neoficial are 1 milion de clienți, trebuie sa trimită 1 milion de facturi de (aproximativ) 1$ în fiecare lună. Dacă acel serviciu devine oficial, NTT DoCoMo se ocupă de taxare și transferă lunar 910.000$ în contul din bancă al serviciului. A nu avea de manipulat note de plată este un mare stimulent pentru ca cineva să devină distribuitor oficial de servicii, ceea ce generează venituri mai mari pentru NTT DoCoMo. De asemenea, fiind oficial ajungi în meniul inițial, ceea ce face situl tău mult mai ușor de găsit. Factura utilizatorului include convorbirile, taxele de abonamente i-mode, taxele de abonamente pentru servicii și pachetele suplimentare.

În ciuda succesului său masiv în Japonia, nu este de loc clar că i-mode va prinde și în SUA și Europa. Din unele puncte de vedere, situația din Japonia este diferită de aceea din Vest. În primul rând, majoritatea potențialilor clienți din Vest (spre exemplu adolescenții, studenții și oamenii de afaceri) au deja un PC cu ecran mare acasă și aproape sigur o conexiune la Internet de cel puțin 56 Kbps, adesea mult mai rapidă. În Japonia, puțini oameni au PC-uri conectate la Internet acasă, pe de o parte din cauza lipsei de spațiu, dar și din cauza taxelor exorbitante ale NTT pentru serviciile de telefonie locală (undeva în jur de 700$ pentru instalarea unei linii și 1.50$ pe oră pentru convorbiri locale). Pentru majoritatea utilizatorilor, i-mode este singura lor conexiune la Internet.

În al doilea rând, locuitorii din Vest nu sunt obișnuiți sa plătească 1$ pe lună pentru a accesa situl Web al CNN, 1$ pe lună pentru a accesa situl Yahoo, 1$ pe lună pentru a accesa situl Google și așa mai departe, fără să mai menționăm câțiva dolari pentru fiecare MB descărcat. Majoritatea distribuitorilor de Internet din Vest au acum o taxă fixă pe lună, independentă de utilizarea reală, în mare măsură ca răspuns la cererea clienților.

În al treilea rând, pentru mulți japonezi, perioada de vârf în care folosesc i-mode este perioada în care se deplasează la sau de la serviciu sau școală în tren sau în metrou. În Europa, mai puțini oameni se deplasează cu trenul decât în Japonia, iar în SUA abia dacă se deplasează câțiva. Folosirea i-mode acasă, lângă un calculator cu un monitor de 17 țoli, conexiune ADSL de 1 Mbps și toți megaocteții gratuiți, nu se prea justifică. Cu toate acestea, nimeni nu a prezis imensa popularitate a telefoanelor mobile în general, astfel că i-mode mai poate încă să-și găsească o nișă în Vest.

Așa cum am menționat mai sus, telefoanele i-mode folosesc rețeaua cu comutare de circuite existentă pentru voce și o nouă rețea cu comutare de pachete pentru date. Rețeaua pentru date se bazează pe CDMA și transmite pachete de 128 de octeți la 9600 bps. O diagramă a rețelei este dată în fig. 7-50. Telefoanele folosesc **LTP (Lightweight Transport Protocol** – protocol simplificat de transport) pe o legătură prin aer până la o poartă pentru conversie de protocoale. Poarta are o conexiune de bandă largă prin fibră optică la serverul i-mode, care este conectat la toate serviciile. Când utilizatorul selectează un serviciu din meniul oficial, cererea este trimisă serverului i-mode, care ține majoritatea paginilor în memoria ascunsă pentru a-și spori performanța. Cererile pentru situri care nu sunt în meniul oficial ocolesc serverul i-mode și merg direct pe Internet.

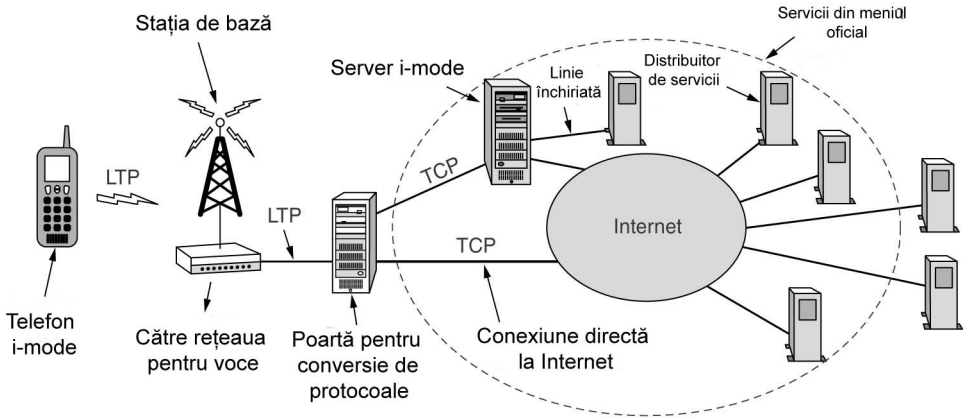


Fig. 7-50. Structura rețelei de date i-mode, arătând protocoalele de transport.

Telefoanele actuale au procesoare care funcționează la aproximativ 100 MHz, câțiva megaocteți de memorie ROM rapidă, poate 1 MB RAM și un ecran mic încorporat. I-mode necesită un ecran de cel puțin 72x94 pixeli, dar unele dispozitive mai mari au chiar 120x160 pixeli. Ecranele au de obicei culori pe 8 biți, ceea ce permite 256 de culori. Aceasta nu este suficient pentru fotografii, dar este adecvat pentru desenarea de linii și imagini animate simple. Cum nu există mouse, navigarea pe ecran se face cu săgețile direcționale.

Modulul de interacțiune cu utilizatorul		
Elemente de intrare	Interpretor cHTML	Java
Coordonator simplu de ferestre		
Comunicație de rețea		
Sistem de operare în timp real		

Fig. 7-51. Structura aplicațiilor i-mode.

Structura aplicațiilor este prezentată în fig. 7-51. Nivelul cel mai de jos conține un sistem simplu de operare în timp real pentru controlul echipamentelor. Apoi vine un modul pentru comunicarea pe rețea, folosind protocolul proprietar al NTT DoCoMo, LTP. Deasupra acestuia vine un simplu coordonator de ferestre care se ocupă de text și de imaginile simple (fișiere GIF). Cu ecranele având doar aproximativ 120x160 de pixeli în cel mai bun caz, nu sunt prea multe de coordonat.

Al patrulea nivel conține interpretorul de pagini Web (de exemplu, programul de navigare). I-mode nu folosește întregul HTML, ci numai un subset al acestuia, numit **cHTML (compact HTML** – HTML compact), bazat în mare pe HTML 1.0. Acest nivel permite de asemenea și aplicații ajutătoare și elemente de intrare, la fel cum fac și programele de navigare pentru PC-uri. O aplicație ajutătoare standard este un interpretor pentru o versiune puțin modificată a JVM.

La nivelul cel mai înalt se află modulul de interacțiune cu utilizatorul, care controlează comunicația cu acesta.

Să ne uităm acum mai în detaliu la cHTML. După cum am menționat, este aproximativ HTML 1.0, cu câteva omisiuni și câteva extensii pentru a fi folosit cu telefoane mobile. A fost trimis la W3C pentru standardizare, dar W3C nu a arătat interes pentru el, așa că probabil va rămâne un produs privat.

Majoritatea etichetelor de bază HTML sunt permise, incluzând aici <html>, <head>, <title>, <body>, <h*n*>, , <ul>, <ol>, <©>, <li>, <br>, <p>, <hr>, <img>, <form> și <input>. Etichetele <b> și <i> nu sunt permise.

Eticheta <a> este permisă pentru legarea la alte pagini, dar cu schema adițională *tel* pentru formarea numerelor de telefon. Dintr-un punct de vedere *tel* este analog cu *mailto*. Când o hiper-legătură folosind schema *mailto* este selectată, programul de navigare deschide un formular pentru a trimite un mesaj electronic către destinația marcată în legătură. Când este selectată o hiper-legătură cu schema *tel*, programul de navigare formează numărul de telefon. Spre exemplu, o agendă de telefon poate conține imagini simple ale unor persoane. Când se selectează una dintre acestea, telefonul îl va suna pe el sau pe ea. RFC 2806 prezintă URL-urile pentru telefoane.

Programul de navigare cHTML este limitat în alte feluri. El nu suportă JavaScript, cadre, foi de stil, culori sau imagini de fundal. De asemenea, nu suportă imagini JPEG, deoarece acestea se decomprimă în prea mult timp. Sunt permise applet-urile Java, dar sunt (în prezent) limitate la 10 KB din cauza vitezei mici de transmisie a legăturii prin aer.

Deși NTT DoCoMo a eliminat câteva etichete HTML, a și adăugat unele noi. Eticheta <blink> face ca textul să se afișeze și apoi să dispară. Deși pare ciudat să interzici eticheta <b> (motivând că siturile Web nu ar trebui să se ocupe de prezentarea conținutului) și apoi să adaugi <blink> care nu se referă decât la prezentarea conținutului, asta au făcut. O altă etichetă nouă este <marquee>, care își deplasează conținutul pe ecran precum un monitor de bursă.

Un element nou este atributul *align* al etichetei <br>. Este necesar, deoarece pentru un ecran ce are de obicei 6 rânduri de câte 16 caractere, există un mare pericol ca rândurile să fie rupte în două, ca în fig. 7-52(a). *Align* ajută la reducerea acestei probleme și conduce la ceva ce seamănă mai degrabă cu fig. 7-52(b). Este interesant să notăm că limba japoneză nu suferă când cuvintele sunt rupte între linii. Pentru textul kanji, ecranul este împărțit într-un caroiaj dreptunghiular de celule de dimensiune 9x10 pixeli sau 12x12 pixeli, în funcție de caracterele suportate. Fiecare celulă conține exact un caracter kanji, care este echivalentul unui cuvânt în engleză. Despărțirea mai multor cuvinte pe mai multe linii este întotdeauna admisă în japoneză.

(a) (b)

Fig. 7-52. Lewis Caroll începe într-un ecran de 16x6.

Deși limba japoneză are zeci de mii de kanji, NTT DoCoMo a inventat 166 noi, numite **emoji**, cu un factor de amuzament ridicat – de fapt, niște pictograme precum zâmbitorii din fig. 7-6. Acestea includ simboluri pentru semnele astrologice, bere, hamburger, parc de amuzament, zi de naștere, telefon mobil, câine, pisica, Crăciun, inimă rănită, sărut, stare de spirit, somnolență, și desigur, unul semnificând ceva simpatic.

Un alt nou element este posibilitatea de a permite utilizatorilor să selecteze hiper-legături folosind tastatura, proprietate cu siguranță importantă pentru un calculator fără mouse. Un exemplu despre cum este folosit acest atribut este prezentat în fișierul cHTML din fig. 7-53.

```
<html>
<body>
<h1> Selectează o opțiune </h1>
<a href="messages.chtml" accesskey="1"> Verifică poșta vocală </a> <br>
<a href="mail.chtml" accesskey="2"> Verifică poșta electronică </a> <br>
<a href="games.chtml" accesskey="3"> Joacă un joc </a>
</body>
</html>
```

Fig. 7-53. Un exemplu de fișier cHTML.

Deși partea client este oarecum limitată, serverul i-mode este un calculator de-a dreptul răsunător, cu toate soneriile și fluierele obișnuite. El suportă CGI, Perl, PHP, JSP, ASP și tot ceea ce serverele Web suportă de obicei.

Caracteristica	**WAP**	**I-mode**
Ce este	Stivă de protocoale	Serviciu
Dispozitiv	Telefon, PDA, calculator portabil	Telefon
Tipul de acces	Prin telefon	Tot timpul activ
Rețeaua de suport	Cu comutare de circuite	Doua: circuite + pachete
Rata de transfer	9600 bps	9600 bps
Ecranul	Monocrom	Color
Limbajul de marcare	WML (aplicație XML)	cHTML
Limbajul script	WMLScript	Nici unul
Taxarea utilizatorilor	Pe minut	Pe pachet
Plata pentru cumpărături	Cu cartea de credit	Pe factura de telefon
Pictograme	Nu	Da
Standardizare	Standard deschis al forumului WAP	Proprietar NTT DoCoMo
Locul de utilizare	Europa, Japonia	Japonia
Utilizatorul tipic	Omul de afaceri	Adolescentă

Fig. 7-54. O comparație între prima generație de WAP și i-mode.

O comparație rapidă între WAP și i-mode așa cum au fost ele implementate în sistemele de prima generație este dată în fig. 7-54. În timp ce câteva diferențe pot părea mici, adesea ele sunt importante. Spre exemplu, cei de 15 ani nu au cărți de credit, astfel că posibilitatea de a cumpăra lucruri prin comerțul electronic și de a fi taxați abia când primesc nota de plată la telefon reprezintă un stimulent pentru interesul lor asupra sistemului.

Pentru alte informații despre i-mode citiți (Frengle, 2002; și Vacca, 2002).

Web-ul fără fir de generația a doua

WAP 1.0, bazat pe standarde recunoscute internațional, trebuia să fie o unealtă importantă pentru oamenii cu afaceri în derulare. A eșuat. I-mode a fost o jucărie electronică pentru adolescenții japonezi folosind numai elemente proprietare. A fost un mare succes. Ce s-a întâmplat după asta? Fiecare parte a învățat câte ceva din Web-ul fără fir de primă generație. Consorțiul WAP a învățat că important este conținutul. Să nu ai un număr mare de situri Web care îți înțeleg limbajul de marcare este fatal. NTT DoCoMo a învățat că un sistem închis, proprietar, strâns legat de dispozitive mici și de cultura japoneză nu este un bun produs pentru export. Concluzia pe care ambele părți au tras-o este că pentru a convinge un număr mare de situri Web să-și pună conținutul în formatul tău, trebuie să ai un limbaj de marcare deschis, stabil și care este universal acceptat. Războaiele asupra formatelor nu sunt bune pentru progres.

Ambele servicii sunt aproape de a intra în cea de-a doua generație a tehnologiei Web fără fir. WAP 2.0 a venit primul, așa că îl vom folosi pe acesta ca exemplu. WAP 1.0 avea unele lucruri bune și acestea au fost continuate. Unul dintre acestea este că WAP poate folosi o mulțime de rețele diferite. Prima generație folosea rețele cu comutare de circuite, dar rețelele cu comutare de pachete au fost întotdeauna o alternativă și încă mai sunt. Sistemele de a doua generație vor folosi probabil comutarea de pachete, spre exemplu, GPRS-ul. Un altul este că WAP a fost inițial proiectat pentru a suporta o mare varietate de dispozitive, de la telefoane mobile până la calculatoare portabile puternice, și încă mai este.

WAP 2.0 are și câteva caracteristici noi. Cele mai importante sunt:

1. Modelul de livrare a paginilor (push), alături de cel de cerere (pull).
2. Suport pentru integrarea telefoniei în aplicații.
3. Mesageria multimedia.
4. Includerea a 264 de pictograme.
5. Interfața cu un dispozitiv de memorare.
6. Suport pentru plug-in-uri în browser.

Modelul de cerere este bine cunoscut: clientul cere o pagină și o primește. Modelul de livrare (push) suportă livrarea datelor fără a fi cerute, precum ținerea la curent cu cotațiile la bursă sau alertele de trafic.

Vocea și datele încep să se contopească, iar WAP 2.0 le suportă într-o mulțime de moduri. Am văzut un astfel exemplu mai devreme, la capabilitatea i-mode-ului de a lega o iconiță sau un text de pe ecran cu un număr de telefon ce trebuie format. Odată cu poșta electronică și telefonia este suportată și mesageria multimedia.

Marea popularitate a emoji-ului i-mode a stimulat consorțiul WAP să inventeze 264 emoji proprii. Categoriile includ animale, utilaje casnice, îmbrăcăminte, emoții, mâncăruri, corpul uman, genuri, hărți, muzică, plante, sporturi, timp, unelte, vehicule, arme și meteo. Destul de interesant este faptul că standardul pur și simplu numește fiecare pictogramă; nu dă harta de pixeli reală, probabil

de teamă că reprezentarea într-o cultură a „somnolenței" sau a „îmbrățișării" să nu insulte altă cultură. I-mode nu a avut această problemă fiind îndreptat către o singură țară.

A oferi o interfață de stocare nu înseamnă că fiecare telefon cu WAP 2.0 va veni cu un mare disc fix. Memoria ROM rapidă este, de asemenea, un dispozitiv de stocare. O cameră fără fir cu facilități WAP ar putea folosi memoria ROM rapidă pentru stocarea temporară a imaginii înainte de a transmite cele mai bune cadre pe Internet.

În fine, plug-in-urile pot extinde capabilitățile programului de navigare. Este oferit, de asemenea, un limbaj scriptic.

Mai multe diferențe tehnice sunt de asemenea prezente în WAP 2.0. Două dintre cele mai importante se referă la stiva de protocoale și la limbajul de marcare. WAP 2.0 continuă să suporte vechea stivă de protocoale din fig. 7-48, dar de asemenea suportă și stiva standard a Internet-ului cu TCP și ©/1.0. Cu toate acestea, patru schimbări minore (dar compatibile) au fost aduse TCP-ului (pentru a simplifica codul): (1) Folosirea unei ferestre fixe de 64 KB, (2) lipsa unui start lent, (3) MTU-ul maxim de 1500 de octeți și (4) un algoritm de retransmisie ușor modificat. TLS este protocolul pentru securitatea la nivel transport standardizat de IETF; îl vom examina în Cap. 8. Mai multe dispozitive inițiale vor conține probabil ambele stive, cum se arată în fig. 7-55.

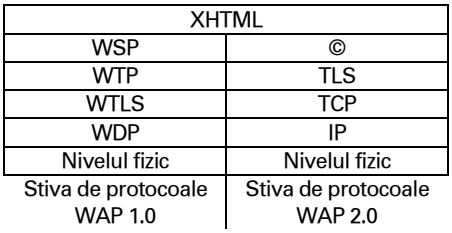


Fig. 7-55. WAP 2.0 suportă două stive de protocoale.

Cealaltă diferență tehnică față de WAP 1.0 este limbajul de marcare. WAP 2.0 suportă XHTML Basic, care este potrivit pentru dispozitivele mici fără fir. Întrucât NTT DoCoMo a fost de asemenea de acord să suporte acest subset, proiectanții de situri Web pot folosi acest format știind că paginile lor vor funcționa atât pe Internet-ul fix cât și pe toate dispozitivele fără fir. Aceste decizii vor încheia războaiele legate de formatul limbajului de marcare care au împiedicat dezvoltarea industriei Web fără fir.

Modulul	Obligatoriu?	Funcția	Exemple de etichete
Structură	Da	Structura documentelor	body, head, html, title
Text	Da	Informații	br, code, dfn, em, h*n*, kbd, p, strong
Hiper-text	Da	Hiper-legături	a
Liste	Da	Liste de articole	dl, dt, dd, ol, ul, li
Formulare	Nu	Formulare de completat	form, input, label, option, textarea
Tabele	Nu	Tabele dreptunghiulare	caption, table, td, th, tr
Imagini	Nu	Imagini	img
Obiecte	Nu	Applet-uri, harți, etc.	object, param
Meta-informații	Nu	Informații suplimentare	meta
Legături	Nu	Similar cu <a>	link
Bază	Nu	URL-ul de start	base

Fig. 7-56. Modulele și etichetele din XHTML Basic.

Câteva cuvinte despre XHTML Basic sunt poate necesare. Acesta este gândit pentru telefoane mobile, televiziune, PDA-uri, dispozitive pentru vânzarea automată, pagere, mașini, jocuri mecanice și chiar ceasuri. Din acest motiv nu suportă foi de stil, scripturi sau cadre, însă cunoaște majoritatea etichetelor standard. Acestea sunt grupate în 11 module. Unele sunt obligatorii; altele sunt opționale. Toate sunt definite în XML. Modulele și câteva exemple de etichete sunt listate în fig. 7-56. Nu baleiat toate exemplele de etichete, însă mai multe informații se pot găsi la *www.w3.org*.

În ciuda înțelegerii asupra folosirii XHTML Basic, o amenințare pândește WAP și i-mode: 802.11. A doua generație a Web-ului fără fir ar trebui să funcționeze la 384 Kbps, mult mai mult decât cei 9600 bps ai primei generații, dar și mult mai puțin decât cei 11 Mbps sau 54 Mbps oferiți de 802.11. Firește, 802.11 nu este omniprezent, dar pe măsură ce mai multe restaurante, hoteluri, magazine, companii, aeroporturi, stații de autobuz, muzee, universități, spitale și alte organizații decid să instaleze stații de bază pentru angajații și clienții lor, se va ajunge probabil la o suficientă acoperire în zonele urbane astfel încât oamenii să dorească să meargă pentru o cafea sau pentru a trimite un mesaj electronic la o braserie aflată la câteva blocuri distanță, dar cu 802.11 instalat. Firmele pot adăuga automat embleme 802.11 alături de emblemele care arată ce cărți de credit acceptă și asta din același motiv: pentru a atrage clienți. Hărțile orașelor (firește, descărcabile) pot marca zonele acoperite cu verde și pe cele neconectate cu roșu, astfel ca oamenii să se poată deplasa de la o stație de bază la alta, așa cum nomazii se mutau de la o oază la alta în deșert.

Deși braseriile pot instala repede stații de bază 802.11, fermierilor probabil că nu le va fi la fel de ușor, deci acoperirea va fi zonală și limitată la zonele centrale ale orașelor, din cauza răspândirii limitate a semnalului 802.11 (câteva sute de metri în cel mai bun caz). Aceasta poate duce la dispozitive fără fir cu două moduri, care folosesc 802.11 dacă pot prinde un semnal și recurg la WAP dacă nu.

7.4 MULTIMEDIA

Deși Web-ul fără fir este o tehnologie nouă si incitantă, ea nu este singura. Pentru mulți, multimedia reprezintă sarea și piperul rețelelor de calculatoare. Mințile ascuțite văd imense provocări tehnice în furnizarea de video (interactiv) la cerere în fiecare casă. Gulerele albe văd un profit imens în acestea. Întrucât multimedia necesită o lățime de bandă mare, este destul de greu să fie făcută să funcționeze prin conexiuni fixe. Chiar și calitatea video VHS prin legătura fără fir este la distanță de câțiva ani, așa că discuția noastră se va axa asupra sistemelor conectate.

Literal, multimedia înseamnă două sau mai multe media. Dacă editorul acestei cărți voia să se alăture interesului la modă despre multimedia, el putea anunța că lucrarea folosește tehnologia multimedia. În fond, aceasta conține două media: textul și grafica (desenele). Cu toate acestea, atunci când majoritatea oamenilor se referă la multimedia, de fapt ei se referă la combinarea între două sau mai multe **media continue** (continuous media), adică media care trebuie să se desfășoare într-un interval bine definit, de obicei folosind interacțiunea cu utilizatorul. În practică, cele două media sunt audio și video, adică sunete plus filme.

Oricum, mulți vorbesc adesea despre sunetele audio pure, precum telefonia prin Internet sau radio-ul prin Internet, ca și cum ar fi tot multimedia, ceea ce cu siguranță nu sunt. De fapt, un termen mai bun ar fi **fluxuri media** (streaming media), dar vom urma mulțimea și vom considera sunetele audio în timp real ca fiind tot multimedia. În secțiunile următoare vom examina modul în care calcu-

latoarele procesează datele audio și video, cum le comprimă, și câteva aplicații pentru rețele ale acestor tehnologii. Pentru o tratare cuprinzătoare (trei volume) a datelor multimedia în rețele, citiți (Steinmetz si Nahrstedt, 2002; Steinmetz si Nahrstedt, 2003a; și Steinmetz și Nahrstedt, 2003b).

7.4.1 Introducere in sunetele digitale

O undă (sunet) audio este o undă cu o dimensiune acustică (presiune). Atunci când o undă acustică intră în ureche, pavilionul vibrează, făcând ca oasele urechii interne să vibreze o dată cu el, transmițând vibrații nervoase creierului. Aceste vibrații sunt percepute drept sunete de către ascultător. Într-un mod similar, atunci când o undă acustică lovește un microfon, acesta generează un semnal electric, reprezentând amplitudinea sunetului ca funcție de timp. Reprezentarea, procesarea, memorarea, și transmisia acestor semnale audio constituie părțile majore ale studiului sistemelor multimedia.

Intervalul de frecvență pentru urechea umană este cuprins între 20 Hz și 20.000 Hz, deși unele animale, în special câinii, pot percepe frecvențe mai înalte. Urechea percepe sunetele în mod logaritmic, așa încât raportul a două semnale cu puterile A și B este exprimat convențional în **dB (decibeli)** în concordanță cu formula:

$$\text{dB} = 10 \log_{10} (A/B)$$

Dacă definim limita inferioară de audibilitate (o presiune de circa 0,0003 dyne/cm^2) pentru o undă sinusoidală de 1 KHz ca 0 dB, o conversație obișnuită este în jur de 50 dB și pragul de durere este în jur de 120 dB, un interval dinamic cu un factor de 1 milion. Pentru a evita orice confuzie, A și B de mai sus sunt numite *amplitudini*. Dacă trebuie să folosim nivelul puterii, care este proporțional cu pătratul amplitudinii, coeficientul logaritmului va fi 10, nu 20.

Urechea este surprinzător de sensibilă la variații ale sunetului care durează doar câteva milisecunde. Ochiul, în schimb, nu poate observa schimbările de nivel ridicat care durează doar câteva milisecunde. Rezultatul acestei observații constă în faptul că o variație de numai câteva milisecunde din timpul unei transmisii multimedia afectează calitatea sunetului perceput mai mult decât afectează calitatea imaginii percepute.

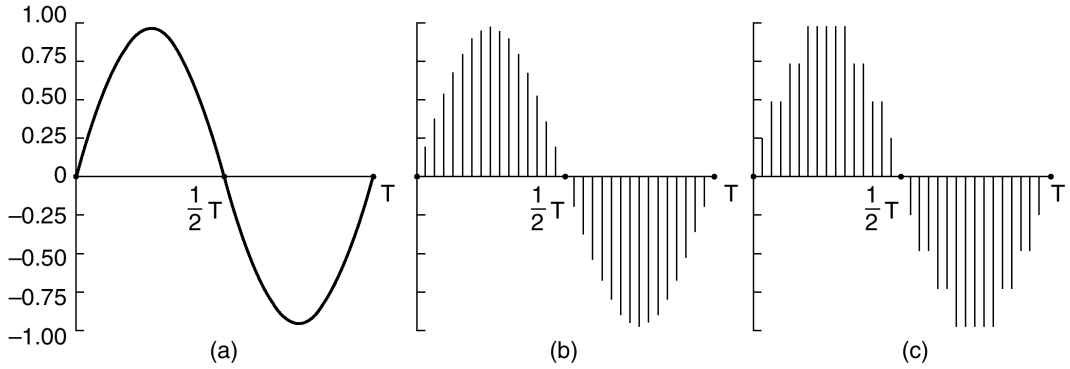


Fig. 7-57. (a) O undă sinusoidală. (b) Eșantionarea undei sinusoidale. (c) Cuantificarea eșantioanelor pe 4 biți.

Undele audio pot fi convertite în formă numerică de un **ADC (Analog Digital Convertor –** convertor analog numeric). Un ADC primește o tensiune electrică la intrare și generează un număr binar la ieșire. În fig. 7-57(a) se prezintă un exemplu al unei unde sinusoidale. Pentru reprezentarea acestui semnal în formă digitizată, putem să-l eșantionăm la fiecare ΔT secunde, așa cum puteți observa prin înălțimea barelor în fig. 7-57(b). Dacă o undă sonică nu este o undă pur sinusoidală, ci o superpoziție liniară de unde sinusoidale, unde cea mai mare componentă a frecvenței prezente este *f*, atunci teorema lui Nyquist (vezi cap. 2) spune că este suficient să se eșantioneze la frecvența *2f*. Eșantionând mai des, nu se obține nimic în plus, deoarece frecvențele mai înalte pe care discretizarea le poate detecta nu sunt prezente.

Eșantioanele digitale nu sunt niciodată exacte. Eșantioanele pe 3-biți din fig. 7-57© permit doar opt valori, de la -1,00 la +1,00 în pași de 0,25. Un eșantion pe 8-biți permite 256 valori distincte. Un eșantion pe 16-biți admite 65.536 valori distincte. Eroarea introdusă de numărul finit de biți de eșantionare se numește **zgomot de cuantizare** (quantization noise). Dacă este foarte mare, urechea îl detectează.

Două exemple bine cunoscute de sunete eșantionate sunt telefonul și compact discurile audio. Modularea impulsului în cod, folosită în sistemul telefonic, utilizează eșantioane pe 8 biți de 8000 de ori pe secundă. În America de Nord și Japonia, 7 biți sunt pentru date, iar unul pentru control; în Europa toți cei 8 biți sunt pentru date. Acest sistem furnizează o viteză a datelor de 56.000 bps sau 64.000 bps. Cu doar 8000 de eșantioane/sec, frecvențele peste 4 KHz sunt pierdute.

CD-urile audio sunt digitale, cu o rată de eșantionare de 44.100 eșantioane/sec, suficientă pentru a putea capta frecvențele până la 22.050 Hz, care sunt bune pentru oameni, dar rele pentru iubitorii canini de muzică. Eșantioanele au fiecare 16 biți și sunt liniare în domeniul amplitudinii. Observați că eșantioanele pe 16-biți permit doar 65.536 valori distincte, chiar dacă limita dinamică a urechii este de 1 milion atunci când se măsoară în unități de cel mai mic sunet audibil. Astfel, folosind doar 16 biți pe eșantion, se introduce un zgomot de cuantizare (deși întreaga rată dinamică nu este acoperită – CD-urile se presupune că nu rănesc). Cu 44.100 eșantioane/sec pe 16 biți fiecare, un CD audio are nevoie de o lărgime de bandă de 705,6 Kbps pentru mono și de 1,411 Mbps pentru stereo. Deși acesta este mai scăzut decât necesită video-ul (vezi mai jos), poate acapara aproape un canal întreg T1 pentru transmiterea necomprimată a sunetului stereo de calitate pentru CD în timp real.

Sunetele digitizate pot fi procesate ușor de calculatoare, prin programe. Există zeci de programe pentru calculatoarele personale care permit utilizatorilor să înregistreze, să afișeze, să editeze, să amestece și să memoreze undele sonore de la surse multiple. Practic, toate înregistrările, editările de sunete profesioniste sunt în prezent digitale.

Muzica este desigur un caz special de audio, dar unul important. Alt caz important este discursul. Discursul uman tinde să fie între limitele de 600 Hz și 6000 Hz. Discursul este format din vocale și consoane, care au proprietăți diferite. Vocalele sunt produse atunci când coardele vocale sunt neobstrucționate, producând rezonanțe ale căror frecvențe fundamentale depind de dimensiunea și forma sistemului vocal și de poziția limbii vorbitorului și a gurii. Aceste sunete sunt aproape periodice pentru intervale în jur de 30 ms. Consoanele sunt produse atunci când coarda vocală este parțial blocată. Aceste sunete sunt mai puțin regulate decât vocalele.

Câteva sisteme de generare și transmisie de voce pot folosi modelele de sisteme vocale pentru a reduce vocea la câțiva parametri (de exemplu, mărimile și formele diferitelor cavități), mai degrabă decât de a eșantiona forma de undă pentru voce. Oricum, modul de funcționare al acestor codoare de voce depășește domeniul acestei cărți.

7.4.2 Compresia audio

Pentru a obține calitatea unui CD audio este necesară o lățime a benzii de transmisie de 1.411 Mbps, după cum tocmai am văzut. Evident, pentru a face practică transmisia pe Internet este necesară o compresie substanțială. Mulți algoritmi de compresie audio au fost dezvoltați din acest motiv. Probabil cel mai popular dintre ele este MPEG audio, care are trei nivele (variante), dintre care **MP3** (**MPEG audio layer 3** – MPEG audio de nivelul 3) este cel mai puternic și mai cunoscut. Pe Internet sunt disponibile mari cantități de muzică în format MP3, nu toate legale, fapt care a generat numeroase procese venite din partea artiștilor și a proprietarilor de drepturi de autor. MP3 aparține părții audio a standardului MPEG pentru compresia video. Vom discuta despre compresia video mai târziu în acest capitol; să vedem acum compresia audio.

Compresia audio poate fi făcută în două moduri. Prin **codificarea formei de undă** (waveform coding)**,** semnalul este transformat (matematic) Fourier în componentele sale în frecvență. Fig. 2-1(a) arată un exemplu de funcție de timp și amplitudinile sale Fourier. Apoi, amplitudinea fiecărei componente este codificată minimal. Scopul este de a reproduce exact forma de undă la celălalt capăt folosind cât mai puțini biți cu putință.

Cealaltă metodă, **codificarea perceptivă** (eng. Perceptual coding), exploatează unele caracteristici ale sistemului auditiv uman pentru a codifica semnalul astfel încât să sune la fel pentru ascultătorul uman, chiar dacă arată destul de diferit pe osciloscop. Codificarea perceptivă se bazează pe știința **psihoacusticii** – modul în care oamenii percep sunetul. MP3 se bazează pe codificarea perceptivă.

Proprietatea de bază a codificării perceptive este că unele sunete pot **masca** alte sunete. Imaginați-vă că transmiteți în direct un concert de flaut într-o zi călduroasă de vară. Apoi, dintr-o dată, un grup de muncitori din apropiere își pornesc ciocanele pneumatice și încep să distrugă strada. Nimeni nu mai poate auzi flautul. Sunetele sale au fost mascate de ciocanele pneumatice. Din punct de vedere al transmisiei, acum este suficient să codificăm doar banda de frecvențe folosită de ciocanele pneumatice, deoarece ascultătorii oricum nu pot auzi flautele. Acest procedeu se numește **mascarea frecvenței** (frequency masking) – proprietatea unui sunet de volum înalt dintr-o bandă de frecvență de a ascunde un sunet mai slab dintr-o altă bandă de frecvență și care s-ar fi auzit în absența sunetului de volum înalt. De fapt, chiar și după ce ciocanele pneumatice încetează, flautul nu se va putea auzi pentru o scurtă perioadă de timp, deoarece urechile opresc amplificarea sunetelor când acestea încep și au nevoie de o perioadă de timp finită pentru a o reporni. Acest efect se numește **mascare temporală** (temporal masking).

Pentru a cuantifica aceste efecte, imaginați-vă experimentul 1. O persoană dintr-o cameră în care este liniște își pune căștile conectate la placa de sunet a unui calculator. Calculatorul generează o undă sinusoidală nedistorsionată la 100 Hz la o putere mică inițial dar crescătoare în timp. Persoana este instruită să apese pe o tastă când aude sunetul. Calculatorul înregistrează nivelul curent al puterii și repetă experimentul la 200 Hz, 300 Hz și toate celelalte frecvențe până la limita auzului uman. Când se face o medie pentru mai mulți oameni, un grafic al înregistrărilor puterii necesare unui sunet pentru a fi auzit arată ca cel din fig. 7-58(a). O consecință directă a acestei curbe este că nu trebuie să codificăm frecvențele a căror putere se află sub pragul auzului. De exemplu, dacă puterea la 100 Hz ar fi fost 20 dB în fig. 7-58(a), ar fi putut fi omisă din sunetul final fără o pierdere sesizabilă de calitate, deoarece 20 dB la 100 Hz sunt sub nivelul de audibilitate.

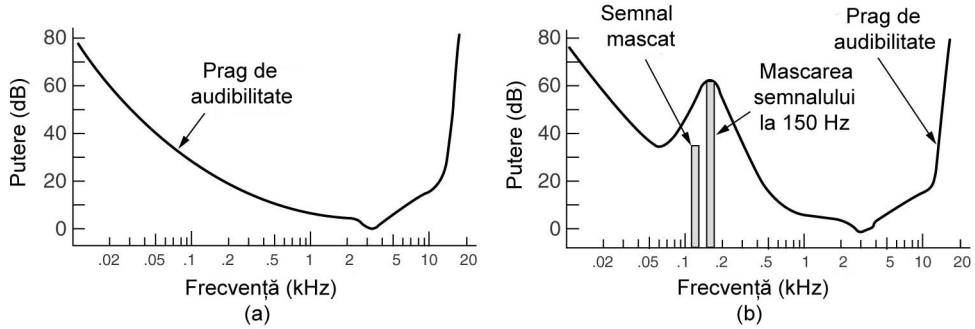


Fig. 7-58. (a) Pragul de audibilitate ca funcție de frecvență. (b) Efectul de mascare.

Acum imaginați-vă experimentul 2. Calculatorul rulează din nou experimentul 1, dar de această dată cu o undă sinusoidală de amplitudine constantă și frecvența 150 Hz, suprapusă peste frecvența de test. Descoperim că pragul de audibilitate pentru frecvențe de aproximativ 150 Hz este ridicat, așa cum arată și fig. 7-58(b).

Consecința acestei noi observații este că, pe măsură ce descoperim care semnale sunt mascate de alte semnale din benzi de frecvență apropiate, putem omite mai multe frecvențe din semnalul codificat, economisind biți. În fig. 7-58, semnalul de 125 Hz poate fi în întregime omis din semnalul de ieșire și nimeni nu va putea sesiza diferența. Chiar și după ce un semnal puternic dintr-o bandă de frecvență se oprește, cunoașterea proprietăților sale de mascare temporală ne permit să continuăm să omitem frecvențele mascate pentru un anumit interval de timp până când urechea își revine. Elementul de bază al MP3 este transformarea Fourier a sunetului pentru a obține puterea pentru fiecare frecvență și apoi transmiterea numai a frecvențelor nemascate, codificându-le în cât mai puțini biți cu putință.

Cunoscând aceste informații, putem acum să vedem cum se face codificarea. Compresia audio se face eșantionând forma de undă la 32 KHz, 44.1 KHz sau 48 KHz. Eșantionarea se poate face pe unul sau două canale, în una din cele patru configurații:

1. Monofonic (un singur flux de intrare).
2. Dual monofonic (spre exemplu, o coloană sonoră in engleză și una în japoneză).
3. Stereo disjunct (fiecare canal comprimat separat).
4. Stereo unit (se exploatează la maxim redundanța inter-canale).

Mai întâi se alege rata biților de la ieșire. MP3 poate comprima un CD rock'n'roll stereo până la minim 96 Kbps cu pierderi de calitate greu perceptibile, chiar și pentru fanii rock'n'roll care nu au probleme cu auzul. Pentru un concert de pian sunt necesari cel puțin 128 Kbps. Acestea diferă deoarece raportul semnal-zgomot pentru rock'n'roll este mult mai mare față de cel al unui concert de pian (cel puțin din punct de vedere ingineresc). Este de asemenea posibil să alegem rate de ieșire mai mici acceptând o pierdere în calitate.

Apoi eșantioanele sunt procesate în grupuri de 1152 (lungi de aproximativ 26 ms). Fiecare grup este întâi trecut prin 32 de filtre digitale pentru a obține 32 de benzi de frecvență. În același timp, intrarea

este dată unui model psiho-acustic care determină frecvențele mascate. Apoi, fiecare din cele 32 de benzi de frecvență este transformată în continuare pentru a obține o rezoluție spectrală mai fină.

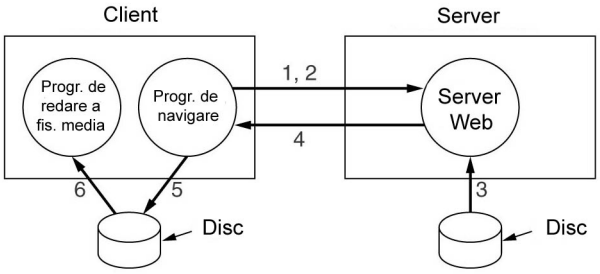
În faza următoare, bugetul de biți disponibil este împărțit între benzi, cât mai mulți biți alocați pentru benzile cu puterea spectrală nemascată mai mare, cât mai puțini biți alocați pentru benzile nemascate cu puterea spectrală mai mică și nici un bit alocat pentru benzile mascate. În final, biții sunt codificați folosind codificarea Huffman, care asignează coduri scurte numerelor care apar frecvent și coduri lungi celor care apar rar.

În realitate mai sunt multe de spus. Se folosesc de asemenea multe tehnici pentru reducerea zgomotelor, antialiasing și exploatarea redundanței inter-canale, dacă este posibil, dar acestea sunt în afara domeniului acestei cărți. O introducere matematică mai formală în această operație este dată în (Pan, 1995).

7.4.3 Fluxuri audio

Să trecem acum de la tehnologia audio digitală la trei dintre aplicațiile sale pentru rețele. Prima este fluxul audio, adică ascultarea sunetelor pe Internet. Aceasta se numește de asemenea și muzică la cerere. Celelalte două sunt radio-ul prin Internet și respectiv vocea peste IP.

Internet-ul este plin de situri Web cu muzică, multe dintre ele listând titluri de cântece pe care utilizatorii le pot selecta cu ajutorul mouse-ului pentru le asculta. Unele dintre acestea sunt situri gratuite (spre exemplu formațiile noi care încearcă să își facă publicitate); altele necesită o plată pentru muzică, deși ele oferă de asemenea mostre gratuite (spre exemplu primele 15 secunde dintr-un cântec). Metoda cea mai rapidă de a asculta muzica este ilustrată în fig. 7-59.



1. Stabilirea conexiunii TCP
2. Trimiterea cererii HTTP GET
3. Serverul preia fișierul de pe disc
4. Fișierul este trimis înapoi programului de navigare
5. Programul de navigare scrie fișierul pe disc
6. Programul pentru redarea fișierelor media preia fișierul bloc după bloc și îl redă

Fig. 7-59. O metodă directă pentru a implementa muzica selecționabilă de pe o pagină Web.

Procesul începe când utilizatorul selectează cu mouse-ul un cântec. Apoi intră în acțiune programul de navigare. Primul său pas este stabilirea unei conexiuni TCP cu serverul Web pe care există o hiper-legătură la cântec. Pasul 2 este trimiterea unei cereri *GET* în HTTP pentru a cere cântecul. Ulterior (pașii 3 si 4), serverul citește cântecul (care este doar un fișier în formatul MP3 sau vreun alt format) de pe disc și îl trimite înapoi programului de navigare. Dacă fișierul este mai mare decât memoria serverului, acesta poate aduce și trimite melodia în blocuri.

Folosind tipul MIME, de exemplu, *audio/mp3*, (sau extensia fișierului), programul de navigare caută să vadă cum ar trebui livrat fișierul. De obicei există o aplicație ajutătoare asociată cu acest tip de fișier, precum RealOne Player, Windows Media Player, sau Winamp. Întrucât în mod obișnuit programul de navigare comunică cu o aplicație ajutătoare printr-un fișier auxiliar, acesta va salva mai întâi întregul fișier de muzică pe disc ca un fișier auxiliar (pasul 5). Apoi, va porni programul de re-

dare a fișierului căruia îi va trimite numele fișierului auxiliar de pe disc. La pasul 6, programul pentru redarea fișierelor media va începe să încarce și să reproducă muzica, bloc după bloc.

În principiu, această metodă este în întregime corectă și va produce muzică. Singura problemă este că trebuie trimis prin rețea tot cântecul, înainte ca muzica să înceapă. În cazul în care cântecul are 4 MB (o dimensiune tipică pentru un cântec MP3) și modemul este de 56 Kbps, utilizatorul va avea parte de aproape 10 minute de liniște până când cântecul este descărcat. Nu toți îndrăgostiții de muzică agreează această idee. Mai ales având în vedere că următorul cântec va începe tot după 10 minute de descărcare, iar cel de după acesta la fel.

Pentru a rezolva această problemă fără a schimba felul în care funcționează programul de navigare, siturile cu muzică au venit cu următoarea schemă. Fișierul legat la titlul cântecului nu este fișierul real cu muzică. În schimb, este ceea ce se numește un **metafișier**, adică un fișier foarte scurt cu numele melodiei. Un metafișier tipic poate avea doar o singură linie de text ASCII și arată astfel:

```
rtsp://joes-audio-server/song-0025.mp3
```

Când programul de navigare primește fișierul de o linie, îl scrie pe disc într-un fișier auxiliar, pornește programul pentru redarea fișierelor media ca pe o aplicație ajutătoare și îi trimite acestuia numele fișierului auxiliar, ca de obicei. Programul pentru redarea fișierelor media citește fișierul și vede că acesta conține un URL. Apoi contactează *joes-audio-server* și cere cântecul. Observați că programul de navigare nu mai face parte din circuit.

În cele mai multe cazuri, serverul numit în metafișier nu este același cu serverul Web. De fapt, de obicei nu este nici măcar un server HTTP, ci un server specializat pe media. În acest exemplu, serverul media folosește **RTSP** (**Real Time Streaming Protocol** - protocolul pentru fluxuri în timp real), indicat de numele *rtsp* al schemei. Acesta este descris în RFC 2326.

Programul de redare a fișierelor media are patru lucruri importante de făcut:

1. Controlează interfața cu utilizatorul.
2. Tratează erorile de transmisie.
3. Decomprimă melodia.
4. Elimină fluctuațiile.

Majoritatea programelor de redare a fișierelor media din zilele noastre au o interfață captivantă cu utilizatorul, uneori simulând o unitate stereo, cu butoane, mânere, glisoare și afișaje vizuale. Adesea există panouri frontale interschimbabile, numite **învelitori**, pe care utilizatorul le poate suprapune peste panoul programului de redare. Programul de redare trebuie să controleze toate acestea și să interacționeze cu utilizatorul.

A doua funcție a sa este tratarea erorilor. Transmisia de muzică în timp real folosește rareori TCP deoarece o eroare și o retransmisie pot introduce o pauză inacceptabil de lungă în melodie. În locul acestuia, transmisia reală se face de obicei cu un protocol asemănător cu RTP, pe care l-am studiat în Cap. 6. Ca majoritatea protocoalelor de timp real, RTP utilizează UDP și deci se pot pierde pachete. Programul de redare este cel care trebuie să trateze acest lucru.

În unele cazuri, muzica este întrețesută pentru a face tratarea erorilor mai ușoară. Spre exemplu, un pachet poate conține 220 de eșantioane stereo, fiecare conținând o pereche de numere de 16 biți, de obicei bune pentru 5 ms de muzică. Dar protocolul poate trimite toate eșantioanele impare pentru un interval de 10 ms într-un pachet și toate eșantioanele pare în următorul. Atunci un pachet pierdut nu reprezintă o pauză de 5 ms în muzică, ci pierderea tuturor celorlalte eșantioane pentru 10 ms. Această pierdere poate fi tratată ușor de programul de redare a fișierelor media interpolând eșantioanele anterioare și următoare pentru a estima valoarea absentă.

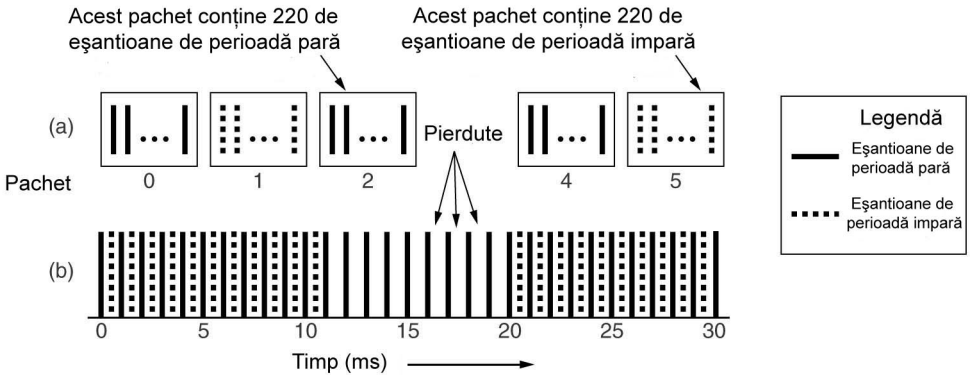


Fig. 7-60. Când pachetele conțin eșantioane alternante, pierderea unui pachet reduce temporar rezoluția în loc să creeze o perioadă de pauză.

Folosirea întrețeserii pentru a recupera din erori este ilustrată în fig. 7-60. Aici fiecare pachet reține eșantioanele alternante în timp pentru un interval de 10 ms. În consecință, pierderea pachetului 3, după cum este arătat, nu introduce o pauză în muzică, ci doar scade rezoluția pentru un anume interval. Valorile absente pot fi interpolate pentru a oferi sunet continuu. Această schemă particulară nu funcționează decât cu eșantioane necomprimate, dar arată cum o codificare inteligentă poate converti un pachet pierdut într-unul de calitate mai joasă, mai degrabă decât într-o pauză de timp. În orice caz, RFC 3119 dă o schemă care funcționează cu date audio comprimate.

A treia funcție a programului de redare a fișierelor media este decomprimarea melodiei. Deși această operație necesită multe resurse, ea este relativ rapidă.

A patra funcție este eliminarea fluctuațiilor, blestemul tuturor sistemelor în timp real. Toate sistemele de fluxuri audio încep prin a depune într-un tampon 10-15 sec. de muzică înainte de a începe să cânte, ca în fig. 7-61. Ideal, serverul va continua să umple tamponul cu aceeași viteză cu care este golit de programul de redare a fișierelor media, însă în realitate nu se întâmplă așa, astfel că se poate recurge la umplerea tamponului în interiorul buclei.

Două soluții pot fi adoptate pentru a ține tamponul plin. Cu un **server de cereri** (pull server), atâta timp cât este loc în tampon pentru încă un bloc, programul de redare continuă să trimită către server cereri pentru câte un bloc suplimentar. Scopul său este să țină tamponul cât mai plin posibil.

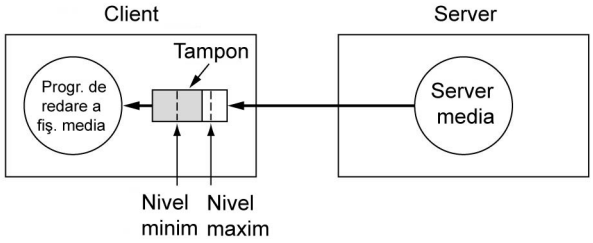


Fig. 7-61. Programul de redare a fișierelor media stochează intrarea de la serverul media și reproduce din tampon în loc să reproducă direct de pe rețea.

Dezavantajul unui server de cereri este existența unor cereri de date inutile. Serverul știe că a trimis tot fișierul, așa că de ce să punem programul de redare să întrebe încontinuu? Din acest motiv, soluția este folosită rar.

Cu un **server de forțare** (push server), programul de redare a fișierelor media trimite o cerere *PLAY*, iar serverul nu face decât să îi trimită date încontinuu. Aici sunt două posibilități: serverul media rulează cu viteză normală de playback sau rulează mai repede. În ambele cazuri, unele date sunt puse în tampon înainte de a începe playback-ul. Dacă serverul rulează la viteza normală de playback, datele care vin de la acesta sunt adăugate la sfârșitul tamponului, iar programul de redare șterge datele de la începutul tamponului. Atâta timp cât totul funcționează perfect, cantitatea de date din tampon rămâne constantă în timp. Această schemă este simplă, deoarece nu sunt necesare mesaje de control în nici o direcție.

Cealaltă schemă de forțare este cea în care serverul trimite date mai repede decât este nevoie. Avantajul acesteia este că dacă nu se poate garanta că serverul rulează cu o viteza constantă, acesta are ocazia să recupereze de fiecare dată când rămâne în urmă. O problemă este posibila depășire a cantității tamponului dacă serverul trimite date mai repede decât sunt consumate (și trebuie să poată face asta pentru a putea evita pauzele).

Soluția este ca programul de redare a fișierelor media să definească un **nivel minim** (low-water mark) și un **nivel maxim** (high-water mark) în tampon. Practic, serverul trimite date până când tamponul este umplut la nivelul maxim. Apoi programul de redare a fișierelor media îi spune să ia o pauză. Cum datele vor continua să intre în tampon până când serverul primește cererea de pauză, distanța de la nivelul maxim până la sfârșitul tamponului trebuie să fie mai mare decât întârzierea produsă de lățimea de bandă a rețelei. După ce serverul este oprit, tamponul începe să se golească. Când ajunge la nivelul minim, programul de redare a fișierelor media îi spune serverului media să reia trimiterea. Nivelul minim trebuie poziționat astfel încât tamponul să nu se golească integral.

Pentru a acționa asupra serverului de forțare, programul de redare a fișierelor media trebuie să îl controleze de la distanță. Acest lucru este asigurat de RTSP. Acesta este definit în RFC 2326 și oferă mecanisme de control al serverului pentru programul de redare. El nu se ocupă de fluxul de date, lucru făcut de obicei de RTP. Comenzile principale oferite de RTSP sunt listate în fig. 7-62.

Comanda	Răspunsul serverului
DESCRIBE	Afișează parametrii media
SETUP	Stabilește un canal logic între programul de redare și server.
PLAY	Începe să trimită date clientului.
RECORD	Începe să accepte date de la client.
PAUSE	Suspendă temporar trimiterea datelor.
TEARDOWN	Eliberează canalul logic.

Fig. 7-62. Comenzile RTSP de la programul de redare la server.

7.4.4 Radio prin Internet

O dată ce a devenit posibilă transmiterea de fluxuri audio prin Internet, stațiilor radio comerciale le-a venit ideea să emită și pe Internet, și prin aer. Nu cu mult timp după asta, stațiile radio ale universităților au început să își pună semnalul pe Internet. Apoi *studenții* și-au înființat propriile stații radio. Cu tehnologia actuală, practic oricine își poate înființa o stație radio. Întreaga zonă a radioului prin Internet este foarte nouă și în schimbare, însă merită să spunem câte ceva despre ea.

Există două soluții generale pentru radio-ul prin Internet. În prima, programele sunt pre-înregistrate și stocate pe disc. Ascultătorii se pot conecta la arhivele stației radio și pot alege și descărca orice program, pentru a-l asculta. De fapt, aceasta este similară cu fluxurile audio despre care tocmai am discutat. Este de asemenea posibil să se stocheze fiecare program imediat după ce a fost transmis în direct, astfel încât arhiva să funcționeze doar pentru, să zicem, o jumătate de oră sau mai puțin după transmisia în direct. Avantajele acestei soluții sunt că este ușor de realizat, toate tehnicile despre care am discutat funcționează și aici, iar ascultătorii pot alege dintre toate programele din arhivă.

Cealaltă soluție este transmiterea în direct pe Internet. Unele stații transmit prin aer și prin Internet simultan, dar sunt din ce în ce mai multe stații radio exclusiv pe Internet. Unele tehnici care sunt aplicabile fluxurilor audio sunt aplicabile și radio-ului în direct prin Internet, dar sunt și unele diferențe cheie.

Un element asemănător este necesitatea stocării într-un tampon în situl utilizatorului pentru a micșora fluctuațiile. Colectând 10 sau 15 secunde de radio înainte de începerea playback-ului, sunetul poate fi menținut continuu chiar și în cazul unor fluctuații substanțiale pe rețea. Atât timp cât pachetele ajung înainte să fie nevoie de ele, nu contează când au ajuns.

O diferență de bază este că fluxurile audio pot fi transmise cu o viteză mai mare decât viteza de playback, întrucât receptorul le poate opri când este atins nivelul maxim. Teoretic, asta îi dă timp pentru a retransmite pachetele pierdute, deși această abordare nu se folosește de obicei. În contrast, radio-ul în direct este întotdeauna transmis la exact aceeași rată cu care este generat și redat ascultătorului.

O altă diferență este că o stație radio în direct are de obicei sute sau mii de ascultători simultan, în timp ce fluxurile audio sunt punct la punct. În aceste condiții, radio-ul prin Internet ar trebui să folosească trimiterea multiplă cu protocoalele RTP/RTSP. Aceasta este cu siguranță cea mai eficientă cale de a funcționa.

În practica actuală, radio-ul prin Internet nu funcționează așa. Ceea ce se întâmplă de fapt este că utilizatorul stabilește o conexiune TCP cu stația și fluxul este trimis prin conexiunea TCP. Firește, asta creează diverse probleme, precum oprirea fluxului când fereastra este plină, pierderea pachetelor care au expirat și sunt retransmise, și așa mai departe.

Motivul pentru care se folosește trimiterea singulară TCP în locul trimiterii multiple RTP are trei părți. Prima, puține ISP-uri suportă trimiterea multiplă, astfel că aceasta nu este practic o opțiune. A doua, RTP este mai puțin cunoscut decât TCP și stațiile radio sunt adesea mici și au puține cunoștințe despre calculatoare, așa încât este mai ușor de folosit un protocol înțeles pe scară largă și suportat de toate pachetele de aplicații. A treia, mulți oameni ascultă radio-ul prin Internet la serviciu, ceea ce, în practică, înseamnă adesea în spatele unui zid de protecție (firewall). Mulți administratori de sistem își configurează zidul de protecție pentru a-și proteja LAN-ul de vizitatori nepoftiți. De obicei ei acceptă conexiuni TCP de la portul de la distanță 25 (SMTP pentru poștă electronică), pachete UDP de la portul de la distantă 53 (DNS), și conexiuni TCP de la portul de la distanță 80 (HTTP pentru Web). Aproape orice altceva poate fi blocat, inclusiv RTP. Astfel, singura cale de a obține semnalul radio prin zidul de protecție este ca situl Web să pretindă că este un server HTTP, cel puțin în fața zidului de protecție, și să folosească servere HTTP care utilizează TCP. Aceste măsuri severe, în timp ce oferă doar o securitate minimală, împing adesea cu forța aplicațiile multimedia către moduri de operare cu o eficiență drastic mai mică.

Cum radio-ul prin Internet este un mediu nou, războaiele asupra formatelor sunt în plină înflorire. Real Audio, Windows Media Audio și MP3 concurează agresiv pe această piață pentru a deveni formatul dominant în radio-ul prin Internet. Un nou venit este Vorbis, care este tehnic similar cu

MP3, însă are sursele disponibile și este suficient de diferit pentru a nu folosi patentele pe care se bazează MP3.

O stație tipică de radio prin Internet are o pagină Web ce îi listează programul, informații despre DJ și crainicii săi și multe reclame. Sunt de asemenea și una sau mai multe iconițe pentru a afișa formatele audio pe care le suportă (sau doar ASCULTĂ ACUM dacă un singur format este suportat). Aceste iconițe sau ASCULTĂ ACUM sunt metafișiere legate de tipul celor de care am discutat mai sus.

Când un utilizator selectează una dintre iconițe cu mouse-ul, este trimis metafișierul. Programul de navigare îi folosește tipul MIME sau extensia de fișier pentru a determina aplicația ajutătoare cea mai potrivită pentru metafișier (spre exemplu programul de redare a fișierelor media). Apoi scrie metafișierul într-un fișier auxiliar pe disc, pornește programul de redare a fișierelor media și îi trimite numele fișierului auxiliar. Programul de redare a fișierelor media citește fișierul auxiliar, vede URL-ul pe care acesta îl conține (de obicei o schemă *http* în loc de *rtsp* pentru a evita problema zidului de protecție și pentru că unele aplicații multimedia de succes lucrează astfel), contactează serverul și începe să funcționeze ca un radio. Ca element exterior, audio conține un singur flux, astfel că *http*-ul funcționează, însă pentru video, care are cel puțin două fluxuri, *http*-ul nu mai e bun și este necesar ceva de genul *rtsp*.

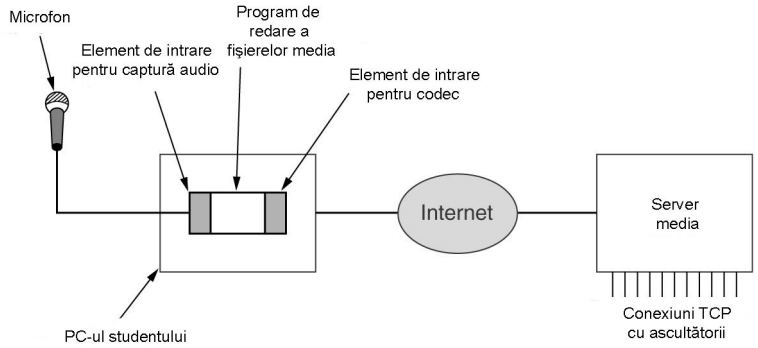


Fig. 7-63. O stație radio student.

O altă dezvoltare interesantă în zona radio-ului prin Internet este o organizare prin care oricine, chiar și un student, poate să înființeze și să opereze o stație radio. Componentele principale sunt ilustrate în fig. 7-63. Elementul de bază al stației este un calculator normal cu o placă de sunet și un microfon. Aplicațiile constau într-un program de redare a fișierelor media, precum Winamp sau Freeamp, cu un element de intrare pentru captură audio și un codec pentru formatul audio de ieșire selectat, spre exemplu MP3 sau Vorbis.

Fluxul audio generat de stație este apoi trimis prin Internet către un server mare, care se ocupă de distribuția acestuia unui număr mare de conexiuni TCP. De obicei serverul suportă multe stații mici. Acesta menține de asemenea un director cu stațiile pe care le are și ce emite fiecare în momentul curent. Potențialii ascultători merg la server, selectează o stație, și primesc date TCP. Există pachete de aplicații comerciale pentru controlul tuturor părților, precum și pachete cu sursele disponibile precum icecast. Există de asemenea și servere care sunt doritoare să se ocupe de distribuție contra unei taxe.

7.4.5 Voce peste IP

Cu mult timp în urmă, sistemul telefonic public comutat era în primul rând utilizat pentru traficul de voce cu variații mici de trafic de date. Dar traficul de date a crescut din ce în ce mai mult, încât în 1999, numărul de biți de date transportați era egal cu numărul de biți de voce (deoarece vocea este în PCM pe legăturile principale, poate fi măsurată în biți/sec). Până în 2002, volumul de trafic de date era cu un ordin de mărime mai mare decât volumul de trafic de voce și încă creștea exponențial, traficul de voce fiind aproape la același nivel (5% creștere pe an).

Ca o consecință a acestor numere, mulți operatori de rețele de pachete comutate au devenit dintr-o dată interesați de transportul vocii prin rețelele lor de date. Cantitatea suplimentară de bandă de transfer necesară pentru voce este minusculă, din moment ce rețelele de pachete au o dimensiune specifică traficului de date. Cu toate acestea, nota de plată a unei persoane este mai mare pentru telefon, decât pentru Internet, în felul acesta operatorii de rețea văzând telefonia pe Internet ca un mod de a câștiga mai mulți bani fără să mai pună alte cabluri în pământ. Astfel a luat naștere **telefonia pe Internet** (cunoscută și sub numele de **voce peste IP**).

H.323

Un lucru era clar pentru toată lumea încă de la început și anume că dacă fiecare vânzător și-ar fi creat propria stivă de protocoale, sistemul nu ar fi funcționat niciodată. Pentru a evita această problemă, un număr de participanți interesați s-au adunat sub auspiciile ITU pentru a realiza standardele. În 1996 ITU a lansat o recomandare **H.323** intitulată "Sisteme de telefonie vizuală și echipamente pentru rețele locale care nu garantează calitatea serviciului". Doar industria telefonică ar putea gândi un astfel de nume. Recomandarea a fost revizuită în 1998 și apoi acest H.323 revizuit a fost baza primelor sisteme universale de telefonie pe Internet.

H.323 este mai mult o prezentare arhitecturală a telefoniei pe Internet decât un protocol specific. El se referă la un număr mare de protocoale specifice pentru codificarea vocii, configurarea apelului, semnalizare, transportul datelor și alte aspecte mai mult decât să specifice el însuși aceste lucruri. Modelul general este reprezentat în fig. 7-64. În centru este o **poartă (gateway)** care conectează la Internet rețeaua de telefonie. Comunică prin protocoalele H.323 pe partea de Internet și prin protocoalele PSTN pe partea de telefonie. Dispozitivele de comunicație sunt denumite **terminale**. Un LAN poate avea un **administrator de poartă (gatekeeper)**, care controlează punctele finale de sub jurisdicția sa, numite **zone**.

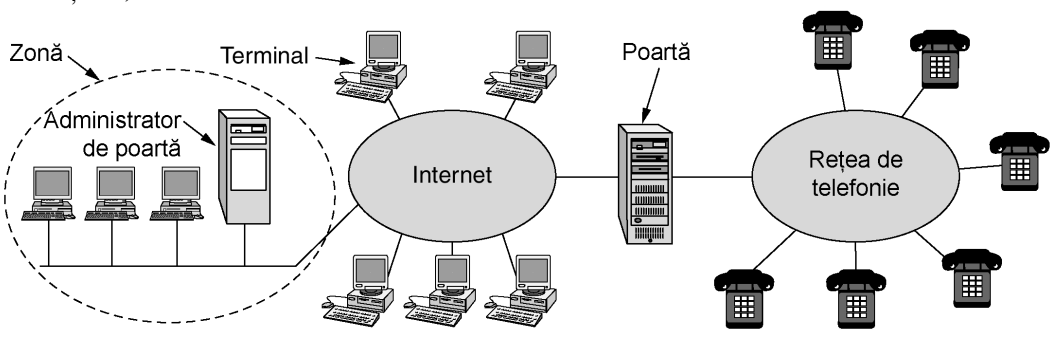


Fig. 7-64. Modelul arhitectural H.323 pentru telefonia prin Internet.

O rețea de telefonie are nevoie de un număr de protocoale. Să începem cu protocolul de codificare și decodificare a vocii. Sistemul PCM pe care l-am studiat în Cap. 2 este definit în recomandarea ITU **G.711**. Acesta codifică un singur canal de voce prin eșantionări de 8000 de ori pe secundă cu un model pe 8 biți care să redea vocea necomprimată la 64 Kbps. Toate sistemele H.323 trebuie să suporte G.711. Cu toate acestea, alte protocoale de compresie a vocii sunt de asemenea permise (dar nu obligatorii). Acestea folosesc diferiți algoritmi de compresie pentru a face diferite compromisuri între calitate și lărgime de bandă. De exemplu, **G.723.1** preia un bloc de 240 de eșantioane (30 ms de voce) și folosește codificarea predictivă pentru a-l reduce la 24 octeți sau 20 octeți. Acest algoritm oferă o rată la ieșire de 6,4 Kbps sau 5,3 Kbps (factori de compresie de 10 și 12), respectiv, cu mici pierderi în calitatea percepută. Sunt, de asemenea, permise și alte codificări.

Din moment ce sunt permiși mai mulți algoritmi de compresie, este necesar un protocol care să permită terminalelor să negocieze ce algoritm vor folosi. Acest protocol poartă numele de **H.245**. De asemenea, se negociază și alte aspecte ale conexiunii, ca de exemplu viteza de transmisie. RTCP este necesar pentru controlul canalelor RTP. De asemenea, este necesar un protocol pentru stabilirea și eliberarea conexiunilor, asigurarea de tonuri, crearea de sunete de apel și restul telefoniei standard. Aici este utilizat ITU **Q.931**. Terminalele au nevoie de un protocol pentru a comunica cu administratorul de poartă (când acesta există). În acest scop este folosit **H.255**. Canalul PC – administrator de poartă pe care îl gestionează este denumit canal **RAS (Registration/Admission/Status, rom: Înregistrare/Admisie/Stare)**. Acest canal permite terminalelor să intre sau să părăsească zona, să ceară sau să elibereze bandă de transfer și să asigure, printre altele, actualizări de stare. În fine, un protocol este necesar pentru transmiterea efectivă a datelor. RTP este utilizat în acest scop. Este administrat de RTCP, ca de obicei. Poziționarea tuturor protocoalelor este prezentată în fig. 7-65.

<table>
<tr><td>Voce</td><td colspan="4">Control</td></tr>
<tr><td>G.7xx
RTP</td><td>RTCP</td><td>H.225
(RAS)</td><td>Q.931
(semnali-
zare apel)</td><td>H.245
(control
apel)</td></tr>
<tr><td colspan="3">UDP</td><td colspan="2">TCP</td></tr>
<tr><td colspan="5">IP</td></tr>
<tr><td colspan="5">Protocolul de legătură de date</td></tr>
<tr><td colspan="5">Protocolul de nivel fizic</td></tr>
</table>

Fig. 7-65. Stiva de protocoale H.323.

Pentru a vedea cum lucrează împreună aceste protocoale, să considerăm cazul unui terminal PC pe un LAN (cu un administrator de poartă) care apelează un telefon aflat la distanță. Mai întâi, PC-ul trebuie să localizeze administratorul de poartă, astfel că difuzează un pachet UDP de aflare a administratorului de poartă pe portul 1718. Când administratorul de poartă răspunde, PC-ul află adresa IP a administratorului de poartă. Acum PC-ul se înregistrează la administratorul de poartă trimițându-i un mesaj RAS într-un pachet UDP. După ce a fost acceptat, PC-ul trimite administratorului de poartă un mesaj de admitere RAS, cerând lărgime de bandă. Numai după ce banda a fost acordată se poate face inițierea apelului. Ideea de a cere lărgime de bandă în avans este aceea de a permite administratorului de poartă să limiteze numărul de apeluri pentru a evita supraîncărcarea liniei de ieșire și a ajuta la asigurarea calității necesare a serviciului.

În acest moment, PC-ul stabilește o conexiune TCP cu administratorul de poartă pentru a iniția apelul. Configurarea apelului folosește protocoale existente de rețea de telefonie, care sunt orientate pe conexiuni, deci este necesar TCP-ul. În contrast, sistemul telefonic nu are nimic echivalent

canalului RAS pentru a permite telefoanelor să-și anunțe prezența, astfel creatorii H.323 au fost nevoiți să folosească fie UDP, fie TCP pentru RAS, și au ales protocolul cu supraîncărcarea cea mai mică, UDP.

În acest moment, când PC-ul are alocată bandă de transfer, el poate să trimită un mesaj Q.931 *SETUP* (configurare) peste conexiunea TCP. Acest mesaj specifică numărul de telefon apelat (sau adresa IP și portul, dacă este apelat un calculator). Administratorul de poartă răspunde cu un mesaj Q.931 *CALL PROCEEDING* (începerea comunicării) pentru a confirma primirea cererii. Administratorul de poartă trimite mai departe mesajul *SETUP* către poartă.

Poarta, care este jumătate calculator, jumătate comutator telefonic, lansează un apel obișnuit către telefonul dorit. Oficiul final la care este legat telefonul, apelează telefonul destinație și trimite de asemenea un mesaj Q.931 *ALERT* (alertă) pentru a anunța PC-ul apelant că a început să sune. Când persoana de la celălalt capăt al firului ridică receptorul, oficiul final trimite înapoi un mesaj Q.931 *CONNECT* (conectare) pentru a anunța PC-ul că are o conexiune.

Odată stabilită conexiunea, administratorul de poartă nu mai este în buclă, deși poarta încă mai este. Pachetele următoare trec peste administratorul de poartă, ducându-se direct la adresa IP a porții. În acest punct, avem doar un simplu tub între cele două părți. Aceasta este doar o conexiune la nivel fizic pentru transferul biților, nimic mai mult. Nici un capăt nu știe nimic despre celălalt.

Protocolul H.245 este acum folosit pentru negocierea parametrilor apelului. El folosește canalul de control H.245, care este întotdeauna deschis. Fiecare parte începe prin anunțarea capabilităților sale, de exemplu, dacă poate suporta apeluri video (H.323 suportă apeluri video) sau conferințe, ce codificări suportă etc. În momentul în care fiecare capăt știe ce suportă celălalt, sunt stabilite două canale unidirecționale și un codor și alți parametri sunt atribuiți fiecăruia. Din moment ce fiecare capăt poate avea un echipament diferit, este foarte probabil să fie diferite și codoarele pe canalele de trimitere și recepție. După ce s-au încheiat toate negocierile, fluxul de date utilizând RTP poate începe. El este administrat prin RTCP, care joacă un rol în controlul congestiei. Dacă sunt prezente transmisii video, RTCP se ocupă de sincronizarea audio/video. Diferitele canale sunt ilustrate în fig. 7-66. Când oricare din cele două capete se închide, canalul Q.931 de semnalizare al apelului este utilizat pentru a opri conexiunea.

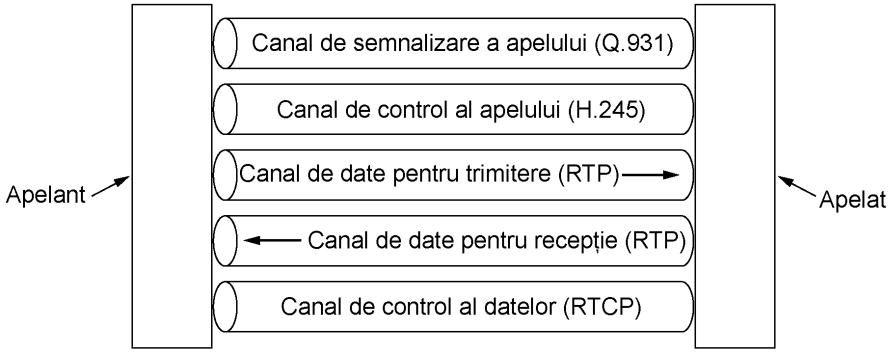


Fig. 7-66. Canale logice între apelant și apelat în timpul apelului.

Când se încheie apelul, PC-ul apelant contactează din nou administratorul de poartă cu un mesaj RAS pentru a elibera banda de transfer care i-a fost atribuită. Alternativ, el poate să facă un nou apel.

Nu am spus nimic despre calitatea serviciului, deși aceasta este esențială pentru a face din vocea peste IP un succes. Motivul este simplu, calitatea serviciului este în afara domeniului H.323. Dacă

rețeaua transportatoare este capabilă să producă o conexiune stabilă, fără distorsiuni dinspre PC-ul apelant (de exemplu, folosind tehnicile pe care le-am discutat în cap. 5) înspre poartă, atunci calitatea serviciului pe apel va fi bună; altfel, nu va fi. Partea telefonică folosește PCM și este întotdeauna fără distorsiuni.

SIP – Protocolul de inițiere a sesiunii

H.323 a fost conceput de ITU. Mulți oameni din comunitatea Internet l-au văzut ca un produs tipic telco: mare, complex, și inflexibil. În consecință, IETF a creat un comitet pentru a concepe un mod mai simplu și mai modular pentru vocea peste IP. Rezultatele cele mai bune până în prezent se concretizează în **SIP (Session Initiation Protocol, rom: Protocolul de inițiere a sesiunii)**, care este descris în RFC 3261. Protocolul descrie configurarea apelurilor telefonice pe Internet, video conferințele și alte conexiuni multimedia. Spre deosebire de H.323, care este o întreagă suită de protocoale, SIP este un singur modul, dar a fost conceput pentru a conlucra bine cu aplicațiile Internet existente. De exemplu, definește numerele de telefon ca URL-uri, pentru a fi incluse în pagini Web, permițând ca un clic pe o legătură să inițieze un apel telefonic (asemănător, schema *mailto* permite ca activarea unei hiper-legături să deschidă programul de trimitere al unui mesaj electronic).

SIP poate stabili sesiuni bilaterale (apeluri telefonice obișnuite), sesiuni multilaterale (în care oricine poate auzi și vorbi), și sesiuni cu transmisie multiplă (un emițător, mai mulți receptori). Sesiunile pot conține audio, video, sau date, ultimul fiind folositor de exemplu pentru jocuri cu mai mulți utilizatori în timp real. SIP se ocupă doar cu configurarea, administrarea și terminarea sesiunilor. Alte protocoale, ca RTP/RTCP, sunt utilizate pentru transportul datelor. SIP este un protocol de nivel aplicație și poate rula peste UDP sau TCP.

SIP suportă o varietate de servicii, inclusiv localizarea apelatului (care poate nu este la calculatorul său de acasă) și să determine capabilitățile acestuia, precum și să trateze mecanismele de configurare și terminare. În cel mai simplu caz, SIP setează o sesiune de la calculatorul apelantului la calculatorul apelatului, deci să tratăm mai întâi acest caz.

Numerele de telefon în SIP sunt reprezentate ca URL-uri utilizând schema *sip*, de exemplu, *sip:ilse@cs.university.edu* pentru utilizatorul ilse de pe calculatorul specificat de numele de DNS *cs.university.edu*. URL-urile SIP pot conține adrese IPv4, IPv6, sau chiar numere de telefon.

Protocolul SIP este un protocol bazat pe text modelat în HTTP. Un capăt trimite un mesaj în text ASCII ce conține un nume de metodă pe prima linie, urmată de linii adiționale ce conțin antete pentru transmiterea parametrilor. Multe dintre antete sunt luate din MIME pentru a permite protocolului SIP să conlucreze cu aplicațiile Internet existente. Cele șase metode definite de specificația de bază sunt enumerate în fig. 7-67.

Metoda	Descriere
INVITE	Cerere de inițiere a unei sesiuni
ACK	Confirmare că o sesiune a fost inițiată
BYE	Cerere de terminare a unei sesiuni
OPTIONS	Interogarea unui calculator despre capabilitățile sale
CANCEL	Anularea unei cereri în așteptare
REGISTER	Informarea unui server de redirecționare despre locația curentă a utilizatorului

Fig. 7-67. Metodele SIP definite în specificația de bază.

Pentru stabilirea unei sesiuni, apelantul fie creează o conexiune TCP cu apelatul și trimite un mesaj *INVITE*, fie trimite mesajul *INVITE* într-un pachet UDP. În ambele cazuri, antetele din a

doua și următoarele linii descriu structura corpului mesajului ce conțin capabilitățile apelantului, tipurile de mediu de transmisie și formatele. Dacă cel apelat acceptă convorbirea, el răspunde cu un cod de răspuns de tip HTTP (un număr de trei digiți conform grupurilor din fig. 7-42, 200 pentru acceptare). După linia cu codul de răspuns, apelatul poate de asemenea include informații despre capabilitățile sale, tipurile de mediu de transmisie și formate.

Conexiunea este realizată prin mecanismul înțelegerii în trei pași astfel că, pentru a încheia protocolul, apelantul răspunde cu un mesaj de confirmare a recepționării mesajului 200.

Oricare dintre cele două capete pot cere terminarea sesiunii prin trimiterea unui mesaj conținând metoda *BYE*. Când celălalt capăt trimite confirmarea primirii acestuia, sesiunea este terminată.

Metoda *OPTIONS* este utilizată pentru a interoga o mașină despre propriile sale capabilități. Este în general folosită înainte de inițierea unei sesiuni pentru a afla dacă acea mașină este capabilă de transmisii de voce peste IP sau ce alt tip de sesiune este urmărit.

Metoda *REGISTER* se referă la abilitatea protocolului SIP de a urmări și a se conecta la un utilizator care nu este acasă. Acest mesaj este trimis unui server de localizare SIP care ține o evidență a locațiilor utilizatorilor. Acel server poate fi mai târziu interogat pentru a afla locația curentă a utilizatorului. Operația de redirecționare este ilustrată în fig. 7-68. Aici, apelantul trimite un mesaj *INVITE* unui server proxy pentru a ascunde posibila redirecționare. Proxy-ul caută apoi unde este utilizatorul și îi trimite un mesaj *INVITE*. Apoi se comportă ca un intermediar pentru mesajele următoare în înțelegerea în trei pași. Mesajele *LOOKUP* și *REPLY* nu fac parte din SIP; orice protocol convenabil poate fi utilizat, depinzând de tipul de server de localizare utilizat.

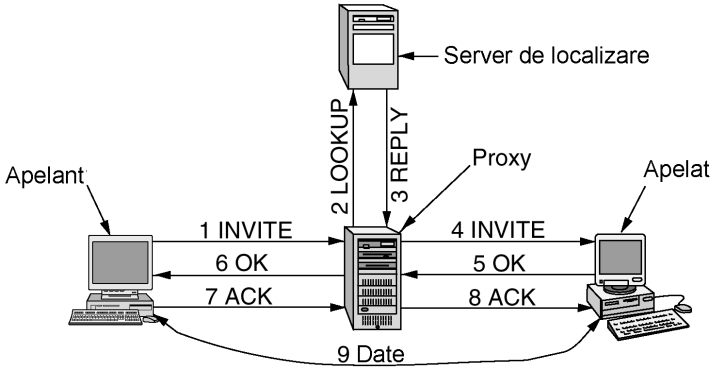


Fig. 7-68. Utilizarea unui proxy și servere de redirecționare cu SIP.

SIP are o varietate de alte caracteristici pe care noi nu le vom descrie aici, incluzând așteptarea apelului, ecranarea apelului, criptare și autentificare. De asemenea, are abilitatea de a apela de la un calculator, un telefon obișnuit, dacă este disponibilă o poartă de conversie corespunzătoare între Internet și sistemul telefonic.

Comparație între H.323 și SIP

H.323 și SIP au multe puncte în comun, dar și diferențe. Ambele protocoale permit apeluri bilaterale și multilaterale folosind atât calculatoare, cât și telefoane ca puncte finale. Ambele suportă negocierea parametrilor, criptarea și protocoalele RTP/RTCP. Un rezumat al acestor asemănări și diferențe este dat în fig. 7-69.

Noțiune	H.323	SIP
Conceput de	ITU	IETF
Compatibilitate cu PSTN	Da	În mare parte
Compatibilitate cu Internet	Nu	Da
Arhitectura	Monolitică	Modulară
Completitudine	Întreaga stivă de protocoale	SIP tratează doar configurarea
Negocierea parametrilor	Da	Da
Semnalizarea apelului	Q.931 peste TCP	SIP peste TCP și UDP
Formatul mesajului	Binar	ASCII
Mediul de transmisie	RTP/RTCP	RTP/RTCP
Apeluri multilaterale	Da	Da
Conferințe multimedia	Da	Nu
Adresare	Calculator sau număr de telefon	URL
Terminarea apelului	Explicită sau eliberare TCP	Explicită sau la expirarea timpului
Mesagerie imediată	Nu	Da
Criptare	Da	Da
Dimensiunea standardelor	1400 pagini	250 pagini
Implementare	Mare și complexă	Moderată
Stare	Larg răspândită	Prezentă și viitoare

Fig. 7-69. Comparație între H.323 și SIP

Deși seturile de caracteristici sunt similare, cele două protocoale diferă mult în concepție. H.323 este un standard tipic, cu greutate, al industriei de telefonie, specificând întreaga stivă de protocoale și definind exact ce este permis și ce este interzis. Abordarea duce la protocoale bine definite la fiecare nivel, ușurând interoperabilitatea. Prețul este un standard mare, complex și rigid, dificil de adaptat la aplicațiile viitoare.

În contrast, SIP este un protocol tipic de Internet care lucrează prin schimbul de linii scurte de text ASCII. Este un modul ușor care conlucrează bine cu alte protocoale de Internet, dar mai puțin cu protocoalele de semnalizare din sistemul telefonic existent. Deoarece modelul IETF al vocii peste IP este în mare măsură modular, el este flexibil și poate fi adaptat cu ușurință la noi aplicații. Partea neplăcută este cea a potențialelor probleme de interoperabilitate, deși acestea sunt discutate în întâlniri frecvente unde diverși implementatori își testează împreună sistemele.

Vocea peste IP este o temă prezentă și viitoare. De aceea, deja există cărți pe această temă. Câteva exemple sunt (Collins, 2001; Davidson și Peters, 2000; Kumar ș.a.., 2001; și Wright, 2001). Ediția din mai/iunie 2002 a revistei *Internet Computing* are mai multe articole pe această temă.

7.4.6 Introducere la video

Până acum am discutat urechea în detaliu; este timpul să ne mutăm la ochi (nu, această secțiune nu este urmată de una despre nas). Ochiul uman are proprietatea că atunci când o imagine apare pe retină, imaginea este păstrată acolo pentru câteva milisecunde. Dacă o secvență de imagini este desenată linie cu linie la 50 imagini/sec, ochiul nu observă că privește imagini discrete. Toate sistemele video (de exemplu, televizorul) exploatează acest principiu pentru a produce imagini în mișcare.

Sisteme Analogice

Pentru a înțelege sistemele video, este bine să pornim de la vechea televiziune simplă, alb-negru. Pentru a reprezenta imaginile bidimensionale din fața ei ca o tensiune unidimensională funcție de timp, camera de luat vederi scanează imaginea cu o rază electronică, rapid de-a latul și lent în josul

ei, înregistrând intensitatea luminoasă așa cum vine. La sfârșitul scanării, numit **cadru** (frame), raza reia traseul. Această intensitate este difuzată ca funcție de timp, iar receptorii repetă procesul de scanare pentru reconstrucția imaginii. Modelul de scanare folosit atât de cameră cât și de receptor, este prezentat în fig. 7-70. (Camerele CCD integrează mai degrabă decât scanează, dar unele camere și toate monitoarele scanează.)

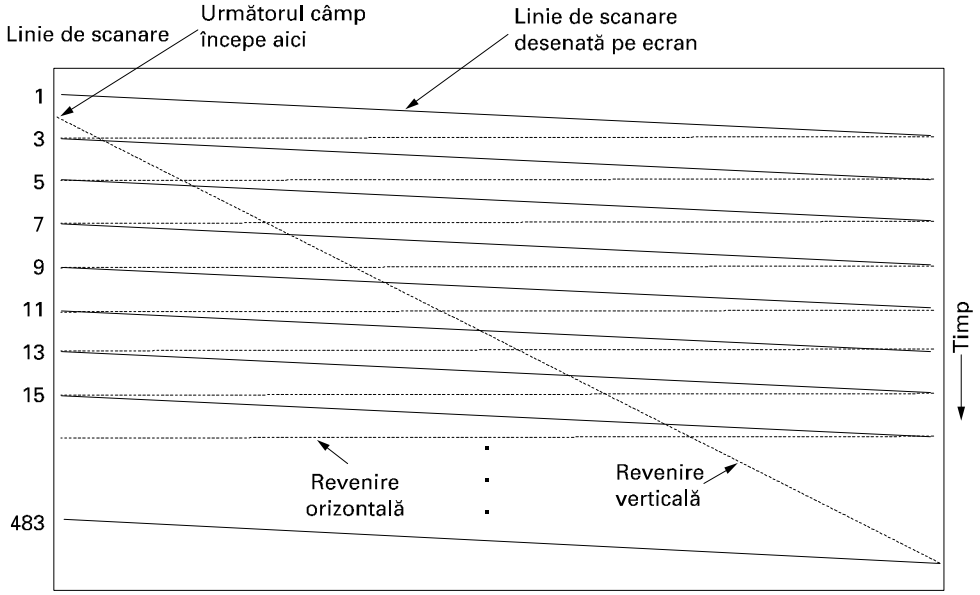


Fig. 7-70. Modelul de scanare folosit pentru video și televiziunea NTSC.

Parametrii exacți de scanare variază de la țară la țară. Sistemul folosit în America de Nord și de Sud și Japonia are 525 de linii de scanare, o rată de aspect orizontal/vertical de 4:3 și 30 de cadre/sec. Sistemul european are 625 de linii de scanare, aceeași rată de aspect de 4:3 și 25 de cadre/sec. În ambele sisteme, câteva linii din vârf și câteva din partea de jos nu sunt afișate (pentru a aproxima o imagine dreptunghiulară pe un tub catodic rotund original). Doar 483 din cele 525 de linii de scanare NTSC (și 576 din cele 625 de linii de scanare PAL/SECAM) sunt afișate. Raza este stinsă în timpul revenirii verticale, așa că multe stații (în special în Europa) folosesc acest interval pentru difuzare de TeleText (pagini de text conținând știri, vreme, sporturi, prețuri la bursă etc.).

În timp ce 25 de cadre/sec sunt suficiente pentru a capta o mișcare lină, la această viteză a cadrelor multe persoane, în special cei bătrâni, vor percepe imaginea tremurată (deoarece imaginea veche a fost ștearsă de pe retină înaintea apariției uneia noi). În loc să se mărească viteza cadrelor, care va cere să se folosească mai puțină lărgime de bandă, este aleasă o altă cale. În locul afișării liniilor de scanare în ordine, întâi sunt afișate toate liniile de scanare cu numere impare, apoi cele cu numere pare. Fiecare din aceste jumătăți de cadre este numită **câmp (field)**. Experimentele arată că deși oamenii remarcă o pâlpâire la 25 de cadre/sec, ei nu o remarcă la 50 de cadre/sec. Această tehnică este numită **întrețesere (interlacing)**. O televiziune sau video neîntrețesută este denumită **progresivă (progressive)**. Observați că filmele rulează la 24 fps, dar fiecare cadru este vizibil în totalitate pentru 1/24 sec.

Video-ul color folosește același model de scanare ca monocromul (alb și negru), cu excepția faptului că în locul afișării unei imagini cu o singură rază mișcătoare, sunt folosite trei raze care se mișcă

la unison. Este folosită câte o rază pentru fiecare din cele trei culori aditive primare: roșu, verde și albastru (RGB). Această tehnică funcționează pentru că orice culoare poate fi construită din suprapoziția liniară a roșului, verdelui și albastrului cu intensitățile corespunzătoare. Cu toate acestea, pentru transmiterea pe un singur canal, cele trei semnale de culori trebuie combinate într-un singur semnal **compus (composite)**.

Atunci când a apărut televiziunea color, diverse metode de afișare color erau tehnic posibile, și diverse țări au făcut alegeri diferite, conducând la sisteme care sunt încă incompatibile. (Observați că aceste alegeri nu au nimic în comun cu VHS, față de Betamax și față de P2000, care sunt tehnici de înregistrare.) În toate țările, o necesitate politică a fost ca programele color să fie recepționate de televizoarele existente alb-negru. În consecință, cea mai simplă schemă, care codifică separat semnalele RGB, nu a fost acceptată. De asemenea, RGB nu este cea mai eficientă schemă.

Primul sistem color a fost standardizat în Statele Unite de **Comitetul Național de Standarde de Televiziune (National Television Standards Committee)**, care a împrumutat acronimul său standardului: **NTSC**. Televiziunea color a fost introdusă în Europa câțiva ani mai târziu, în momentul în care tehnologia a fost îmbunătățită substanțial, conducând la sisteme cu mare imunitate la zgomote și culori mai bune. Acestea sunt numite **SECAM (SEquentiel Couleur Avec Memoire, rom: culoare secvențială cu memorie),** sistem folosit în Franța și în țările din estul Europei, și **PAL (Phase Alternating Line, rom: linie cu fază alternată)** folosit în restul Europei. Diferența în calitatea culorii între NTSC și PAL/SECAM a condus la gluma că NTSC înseamnă de fapt că aceeași culoare nu apare de două ori (Never Twice the Same Color).

Pentru a permite ca transmisiunile color să fie văzute de receptoarele alb-negru, toate cele trei sisteme combină liniar semnalele RGB într-un semnal de **luminanță (luminance)**, și două semnale de **crominanță (chrominance)**, deși toate folosesc alți coeficienți pentru construcția acestor semnale din semnale RGB. Interesant, ochiul este mai sensibil la semnalele de luminanță decât la cele de crominanță, astfel încât ultimele nu trebuie transmise cu mare acuratețe. Ca rezultat, semnalul luminos poate fi difuzat la aceeași frecvență ca și vechiul semnal alb-negru, așa încât poate fi recepționat pe televizoarele existente alb-negru. Cele două semnale de crominanță sunt difuzate în benzi înguste la frecvențe înalte. Unele televizoare au butoane pentru controlul strălucirii, nuanței și saturării (sau strălucirii, tentei și culorii) pentru controlul separat al celor trei semnale. Înțelegerea luminanței și crominanței este vitală pentru înțelegerea modului în care funcționează compresia video.

În ultimii ani, a existat un interes considerabil pentru **HDTV (High Definition TeleVision, rom: televiziunea de înaltă definiție)**, care produce imagini mai bune dublând numărul liniilor de scanare. Statele Unite, Europa și Japonia au dezvoltat sisteme HDTV, toate diferite și toate mutual incompatibile. V-ați fi așteptat la altceva? Principiile de bază ale HDTV-ului în termeni de scanare, luminanță, crominanță și altele, sunt similare sistemelor existente. Cu toate acestea, toate cele trei formate au o aceeași rată a aspectului de 16:9 în loc de 4:3 pentru a le potrivi mai bine formatului folosit pentru filme (care sunt înregistrate pe 35 mm, cu o rată de aspect de 3:2).

Sisteme digitale

Cea mai simplă reprezentare a video-ului digital este o secvență de cadre, fiecare constând dintr-o grilă dreptunghiulară de elemente de imagine, adică **pixeli**. Fiecare pixel poate fi un singur bit, pentru a reprezenta fie albul, fie negrul. Calitatea unui astfel de sistem este similară cu cea obținută la transmiterea prin fax a unei fotografii color - adică groaznică. (Încercați dacă puteți; sau fotocopiați o fotografie color la o mașină de copiat care nu rasterizează.)

Următorul pas este de a folosi 8 biți pe pixel pentru a reprezenta 256 nivele de gri. Această schemă dă o calitate ridicată video-ului alb-negru. Pentru video color, sistemele bune folosesc 8 biți pentru fiecare din culorile RGB, deși aproape toate sistemele le amestecă pentru transmitere într-un video compus. În timp ce folosind 24 de biți per pixel se limitează numărul de culori la 16 milioane, ochiul uman nu poate deosebi atâtea culori, deci nici vorbă de mai multe. Imaginile digitale color sunt produse folosind trei raze de scanare, una pentru fiecare culoare. Geometria este aceeași cu cea pentru sistemul analogic din fig. 7-70, exceptând faptul că liniile de scanare continue sunt înlocuite acum de linii formate din pixeli discreți.

Pentru a produce mișcări line, video-ul digital, la fel ca video-ul analog, trebuie să afișeze cel puțin 25 de cadre/sec. Oricum, deoarece monitoarele de bună calitate ale calculatoarelor rescanează deseori ecranul din imagini memorate de 75 de ori pe secundă sau mai des, întrețeserea nu este necesară și, în consecință, nu este folosită în mod obișnuit. Reafișarea (adică redesenarea) aceluiași cadru de trei ori la rând este suficientă pentru eliminarea pâlpâirii.

Cu alte cuvinte, continuitatea unei mișcări este determinată de numărul de imagini *diferite* pe secundă, având în vedere că pâlpâirea este determinată de numărul de ori pe secundă în care este desenat ecranul. Acești doi parametri sunt diferiți. O imagine afișată la 20 de cadre/sec nu va arăta distorsionată, dar va pâlpâi, deoarece un cadru va dispărea de pe retină înainte ca următorul cadru să apară. Un film cu 20 de cadre diferite pe secundă, fiecare dintre acestea fiind desenat de patru ori la rând, nu va pâlpâi, dar va părea distorsionat.

Semnificația acestor doi parametri devine mai clară atunci când considerăm lărgimea de bandă pentru transmisia video digitală printr-o rețea. Cele mai multe din monitoarele actuale folosesc rata de aspect de 4:3, astfel încât pot folosi tuburile ieftine din producția destinată pieței televizoarelor. Configurațiile obișnuite sunt 1024x768, 1280x960, și 1600x1200. Chiar și cel mai mic dintre acestea cu 24 biți pe pixel și 25 cadre/sec are nevoie să fie alimentat la 472 Mbps. Pentru aceasta ar fi nevoie de un purtător SONET OC-12, și de altfel rularea unui purtător OC-9 SONET în casa fiecăruia nu este chiar la ordinea zilei. Dublarea acestei rate pentru a evita pâlpâirea este chiar mai puțin de dorit. O soluție mai bună este transmiterea a 25 cadre/sec pe care calculatorul să le memoreze și să le afișeze de 2 ori. Televiziunea obișnuită nu folosește această strategie, deoarece televizoarele nu au memorie. Și chiar dacă ar avea memorie, sistemele analogice nu pot fi memorate în RAM fără o conversie prealabilă în formă digitală, care necesită hardware în plus. Ca o consecință, întrețeserea este necesară pentru televiziunea obișnuită, dar nu și pentru video digital.

7.4.7 Compresia video

Ar trebui să fie evident acum că transmisia materialului video în formă necomprimată nu intră în discuție. Singura speranță este într-o compresie puternică. Din fericire, numeroase cercetări de câteva decenii au ajuns la mai multe tehnici de compresie și algoritmi care fac posibilă transmisia de multimedia. În această secțiune vom studia cum este realizată compresia video.

Toate sistemele de compresie necesită doi algoritmi: unul pentru comprimarea datelor la sursă și altul pentru decomprimarea lor la destinație. În literatură, acești algoritmi sunt denumiți algoritmi de **codificare** și **decodificare**. Vom folosi și aici această terminologie.

Acești algoritmi prezintă câteva asimetrii a căror înțelegere este importantă. Mai întâi, pentru multe aplicații, un document multimedia, să zicem un film, va fi codificat o dată (atunci când este memorat pe un server multimedia), dar va fi decodificat de milioane de ori (atunci când este vizualizat de clienți). Această asimetrie înseamnă că este acceptabil ca algoritmul de codificare să fie lent și

să necesite un hardware suplimentar scump, cu condiția ca algoritmul de decodificare să fie rapid și să nu ceară un hardware costisitor. Mai mult, operatorul unui server multimedia ar putea dori să închirieze un supercalculator paralel pentru câteva săptămâni, pentru a-și codifica întreaga videotecă, dar a cere clienților să închirieze un supercalculator pentru 2 ore, pentru a vedea un film nu va avea mare succes. Multe sisteme de compresie fac eforturi pentru ca decodificarea să fie rapidă și simplă, chiar cu prețul încetinirii și complicării codificării.

Pe de altă parte, pentru multimedia în timp-real, precum conferințe video, codificarea lentă este inacceptabilă. Codificarea trebuie făcută din mers, în timp-real. În consecință, multimedia de timp-real folosește algoritmi sau parametri diferiți față de cei utilizați pentru memorarea video-urilor pe disc, deseori cu mult mai puțină compresie.

A doua asimetrie este că procesul de codificare/decodificare nu trebuie să fie inversabil. Adică, atunci când se comprimă un fișier, acesta se transmite și apoi este decomprimat, utilizatorul așteptând să-l obțină pe cel original, exact până la ultimul bit. Cu multimedia, această cerință nu există. De obicei, este acceptabil ca un semnal video, după codificare și decodificare, să fie un pic diferit de original. Atunci când ieșirea decodificată nu este egală exact cu intrarea originală, sistemul se spune că este **cu pierderi** (lossy). Dacă intrarea și ieșirea sunt identice, sistemul este **fără pierderi** (lossless). Sistemele cu pierderi sunt importante, deoarece acceptarea unui număr mic de informații pierdute poate oferi un avantaj imens în termenii de rată de compresie posibilă.

Standardul JPEG

Un film este doar o secvență de imagini (plus sunet). Dacă am putea găsi un algoritm bun pentru codificarea unei singure imagini, acest algoritm ar putea fi aplicat succesiv fiecărei imagini, pentru a obține compresia video. Există algoritmi buni de compresie a imaginii, deci să începem acolo studiul nostru despre compresia video. Standardul **JPEG (Joint Photographic Experts Group, rom: grupul comun al experților fotografi)** pentru comprimarea imaginilor cu tonuri continue (de exemplu, fotografii), a fost dezvoltat de experții în fotografii lucrând sub auspiciile ITU, ISO și IEC, un alt organism de standarde. Este important pentru multimedia deoarece la o primă aproximare, standardul multimedia pentru filme, MPEG, este codificarea JPEG a fiecărui cadru separat, plus câteva caracteristici pentru comprimarea între cadre și detectarea mișcării. JPEG este definit în Standardul International 10918.

JPEG are patru moduri și multe opțiuni. Standardul este mai asemănător cu o listă de cumpărături decât cu un simplu algoritm. Pentru scopurile noastre, doar modul secvențial cu pierderi este relevant, iar acesta este ilustrat în fig. 7-71. Cu toate acestea, ne vom concentra asupra modului în care JPEG este folosit în mod normal pentru codificarea imaginilor video de 24-biți RGB și vom lăsa la o parte detalii minore pentru simplitate.

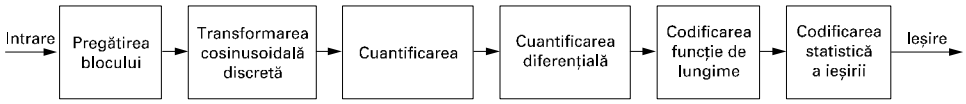


Fig. 7-71. Funcționarea JPEG în modul secvențial cu pierderi.

Pasul 1 de codificare a imaginii cu JPEG este pregătirea blocului. Pentru specificare, să presupunem că intrarea JPEG este o imagine RGB de 640x480 cu 24 biți/pixel, ca în fig. 7-72(a). Deoarece folosirea luminanței și crominanței dă o mai bună compresie, vom calcula mai întâi luminanța, Y, și cele două crominanțe, I și Q (pentru NTSC), după formulele următoare:

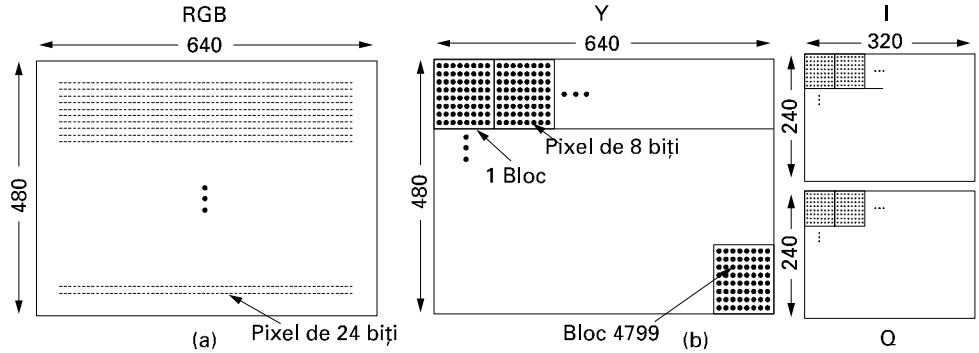


Fig. 7-72. (a) Date de intrare RGB. (b) După pregătirea blocului.

Y = 0,30R + 0,59G + 0,11B
I = 0,60R - 0,28G - 0,32B
Q = 0,21R - 0,52G + 0,31B

Pentru PAL, crominanțele sunt notate cu *U* și *V* și coeficienții diferă, dar ideea este aceeași. SECAM diferă atât de NTSC cât și de PAL.

Pentru *Y*,*I* și *Q* sunt construite matrice separate, fiecare cu elemente între 0 și 255. Apoi, blocuri pătrate de patru pixeli sunt aranjate în matricele *I* și *Q* pentru a le reduce la 320x240. Această reducere este cu pierderi, dar ochiul abia dacă observă, deoarece el răspunde la luminanță mai mult decât la crominanță. Cu toate acestea, întreaga cantitate de date este comprimată cu un factor de doi. Acum se scade 128 din fiecare element al celor trei matrice pentru a aduce zero la mijlocul intervalului. În fine, fiecare matrice este divizată în blocuri de 8x8. Matricea *Y* are 4800 blocuri; celelalte două au 1200 de blocuri fiecare, așa cum se arată în fig. 7-72(b).

Pasul 2 al lui JPEG constă în a aplica separat un **DCT (Discrete Cosine Transformation, rom: transformare cosinusoidală discretă)** pentru fiecare din cele 7200 de blocuri. Ieșirea fiecărui DCT este o matrice de 8x8 cu coeficienții DCT. Elementul DCT (0,0) este valoarea medie a blocului. Celelalte elemente spun câtă putere spectrală este prezentă la fiecare frecvență spațială. Teoretic, DCT este fără pierderi, dar în practică folosirea numerelor în virgulă mobilă și a funcțiilor transcendente introduce întotdeauna erori de rotunjire care conduc la o mică pierdere de informații. În mod normal, aceste elemente se micșorează rapid cu distanța de la origine, (0, 0), așa cum este sugerat în fig. 7-73.

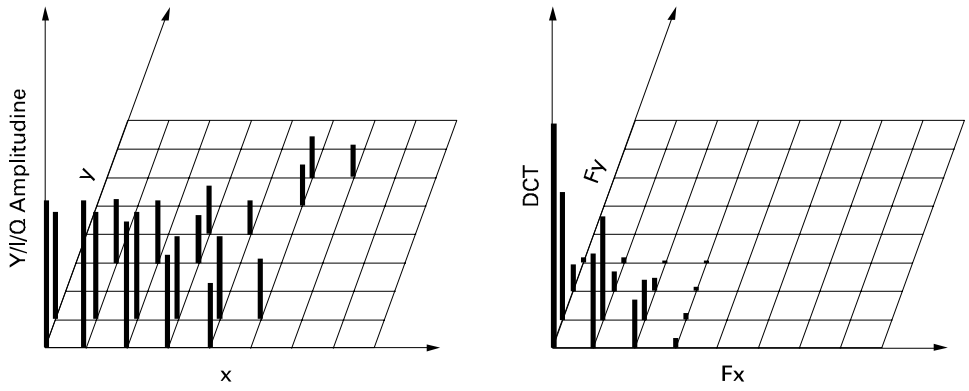


Fig. 7-73. (a) Un bloc al matricei *Y*. (b) Coeficienții DCT.

Odată ce DCT-ul este complet, JPEG trece la pasul 3, numit **cuantificare (quantization)**, în care coeficienții DCT cei mai puțin importanți sunt eliminați. Această transformare (cu pierderi) este făcută prin împărțirea fiecărui coeficient din matricea DCT de 8*8 la o pondere luată dintr-o tabelă. Dacă toate ponderile sunt 1, transformarea nu face nimic. Totuși, atunci când ponderile cresc rapid de la origine, frecvențele spațiale înalte sunt eliminate imediat.

Un exemplu al acestui pas este prezentat în fig. 7-74. Aici vedem matricea inițială DCT, tabela de cuantificare și rezultatul obținut prin împărțirea fiecărui element DCT prin elementul corespunzător din tabela de cuantificare. Valorile din tabela de cuantificare nu fac parte din standardul JPEG. Fiecare aplicație trebuie să și le furnizeze, permițând să se controleze raportul compresie/pierderi.

Coeficienți DCT

150	80	40	14	4	2	1	0
92	75	36	10	6	1	0	0
52	38	26	8	7	4	0	0
12	8	6	4	2	1	0	0
4	3	2	0	0	0	0	0
2	2	1	1	0	0	0	0
1	1	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0

Coeficienți cuantificați

150	80	20	4	1	0	0	0
92	75	18	3	1	0	0	0
26	19	13	2	1	0	0	0
3	2	2	1	0	0	0	0
1	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0

Tabela de cuantificare

1	1	2	4	8	16	32	64
1	1	2	4	8	16	32	64
2	2	2	4	8	16	32	64
4	4	4	4	8	16	32	64
8	8	8	8	8	16	32	64
16	16	16	16	16	16	32	64
32	32	32	32	32	32	32	64
64	64	64	64	64	64	64	64

Fig. 7-74. Calculul coeficienților DCT cuantificați.

Pasul 4 reduce valoarea (0, 0) a fiecărui bloc (cea din colțul stânga sus), înlocuind-o cu diferența față de elementul corespunzător din blocul precedent. Deoarece aceste elemente sunt mediile respectivelor blocuri, ele trebuie să se modifice lent, astfel încât considerarea valorilor diferențiale ar trebui să reducă majoritatea dintre ele la valori mici. Diferențele nu sunt calculate din celelalte valori. Valorile (0,0) sunt numite componente DC; celelalte valori sunt componente AC.

Pasul 5 liniarizează cele 64 de elemente și aplică listei codificarea după lungimea succesiunilor. Scanarea blocului de la stânga la dreapta și apoi de sus în jos nu va concentra zerourile împreună, așa încât se folosește un model de căutare în zigzag, ca în fig. 7-75. În acest exemplu, modelul în zigzag produce 38 de 0-uri consecutive la sfârșitul matricei. Acest șir poate fi redus la un singur număr spunând că sunt 38 de 0-uri, tehnică cunoscută sub numele de **codificare după lungimea succesiunilor (run-length encoding)**.

Acum avem o listă de numere care reprezintă imaginea (în spațiu transformat). Pasul 6, Huffman, codifică numerele pentru memorare sau transmitere, atribuind numerelor mai des întâlnite coduri mai scurte decât ale celorlalte numere.

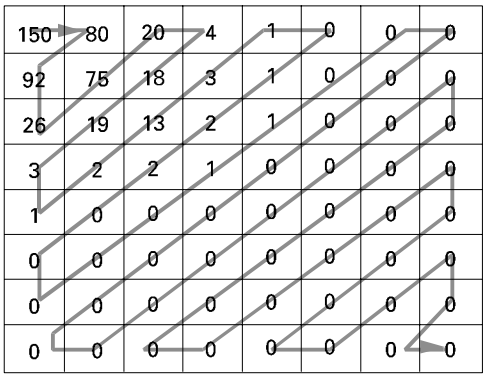


Fig. 7-75. Ordinea de transmitere a valorilor cuantificate.

JPEG poate părea complicat, aceasta pentru că el *este* cu adevărat complicat. Chiar și așa, deoarece produce o compresie de 20:1 sau mai bună, este larg folosit. Decodificarea unei imagini JPEG cere execuția algoritmului în sens invers. JPEG este aproape simetric: decodificarea ia același timp ca și codificarea. Această proprietate nu este adevărată pentru toți algoritmii de compresie, așa cum vom vedea acum.

Standardul MPEG

În fine, ajungem la miezul lucrurilor: standardele **MPEG (Motion Picture Experts Group, rom: grupul experților în filme)**. Aceștia sunt algoritmii principali folosiți pentru compresia video și sunt standarde internaționale din 1993. Deoarece filmele conțin atât imagini cât și sunete, MPEG le poate comprima pe amândouă. Am studiat deja compresia audio și a imaginilor, deci să examinăm acum compresia video.

Primul standard finalizat a fost MPEG-1 (Standard International 11172). Scopul lui a fost de a produce ieșire video de calitatea video recorder-elor (352x240 pentru NTSC) folosind o rată de biți de 1,2 Mbps. O imagine 352x240 cu 24 biți/pixel și 25 cadre/sec are nevoie de 50,7 Mbps, deci reducerea lui la 1,2 Mbps nu este în întregime trivială. MPEG-1 poate fi transmis pe linii torsadate la distanțe modeste. MPEG-1 este de asemenea folosit pentru memorarea filmelor pe CD-ROM.

Următorul standard din familia MPEG a fost MPEG-2 (Standard International 13818), care a fost proiectat inițial pentru comprimarea video de calitate de difuzare între 4 și 6 Mbps, pentru a se potrivi într-un canal de difuzare NTSC sau PAL. Mai târziu, MPEG-2 a fost extins pentru a suporta rezoluții înalte, incluzând HDTV. Este foarte cunoscut, el stând la baza DVD-ului și a televiziunii prin satelit.

Principiile de bază ale MPEG-1 și MPEG-2 sunt similare, dar detaliile sunt diferite. La o primă aproximare, MPEG-2 este un superset al lui MPEG-1, cu posibilități, formate de cadre, și opțiuni de codificare suplimentare. Vom discuta mai întâi MPEG-1 și apoi MPEG-2.

MPEG-1 are trei părți: audio, video și sistem, care le integrează pe celelalte două, ca în fig. 7-76. Codificatoarele audio și video lucrează independent, ceea ce ridică întrebarea cum se sincronizează cele două fluxuri la receptor. Această problemă se rezolvă având un ceas sistem de 90-kHz, care afișează timpul curent pentru ambele codificatoare. Aceste valori sunt pe 33 de biți, pentru a permite filmelor să ruleze 24 de ore fără depășirea valorii maxime. Aceste amprente de timp sunt incluse în ieșirea codificată și propagate spre receptor, care le poate folosi pentru sincronizare între șirurile video și audio.

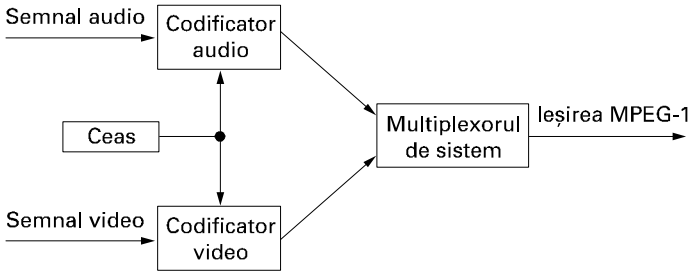


Fig. 7-76. Sincronizarea fluxurilor audio și video în MPEG-1.

Acum să considerăm compresia video MPEG-1. Există două feluri de redundanță în filme: spațială și temporală. MPEG-1 le folosește pe amândouă. Redundanța spațială poate fi folosită prin simpla codificare separată a fiecărui cadru cu JPEG. Această abordare este câteodată folosită, în special atunci când se folosesc accese aleatorii la același cadru, ca în editarea producțiilor video. În acest mod, este obținută o lărgime de bandă comprimată în intervalul 8 Mbps - 10 Mbps.

O comprimare suplimentară poate fi obținută profitând de faptul că, în general, cadrele consecutive sunt aproape identice. Acest efect este mai mic decât poate apărea la prima vedere, deoarece mulți fabricanți de filme taie scenele la fiecare 3 sau 4 secunde (cronometrați filmul și numărați scenele). Cu toate acestea, chiar o serie de 75 de cadre similare oferă potențialul unei reduceri mari față de simpla codificare separată a fiecărui cadru cu JPEG.

Pentru scene în care aparatul de filmat și fundalul sunt fixe și unul sau mai mulți actori se plimbă încet, aproape toți pixelii vor fi identici de la un cadru la altul. În acest caz, scăzând fiecare cadru din cel precedent și aplicând JPEG pe diferența lor, se obține un rezultat bun. Cu toate acestea, pentru scenele în care aparatul de filmat micșorează sau mărește, această tehnică eșuează. Este nevoie de ceva care să compenseze mișcarea. Aceasta este exact ceea ce face MPEG; este principala diferență între MPEG și JPEG.

Ieșirea MPEG-1 constă din patru tipuri de cadre:

1. Cadre I (Intracoded) : Fotografii codificate JPEG auto-conținute.
2. Cadre P (Predictive): Diferența bloc cu bloc față de ultimul cadru.
3. Cadre B (Bidirectional): Diferențele față de ultimul și de următorul cadru.
4. Cadre D (DC-coded): Medii ale blocurilor folosite pentru avans rapid.

Cadrele I sunt imagini codificate folosind JPEG, folosind de asemenea luminanța cu rezoluție completă și crominanța cu jumătate de rezoluție de-a lungul fiecărei axe. Este necesar să facem ca aceste cadre I să apară periodic în șirul de ieșire din trei motive. În primul rând, MPEG-1 poate fi folosit pentru o transmisie cu trimitere multiplă, cu vizualizatori care le acordează după dorință. Dacă toate cadrele depind de predecesoarele lor până la primul cadru, cineva care a pierdut primul cadru nu va putea decodifica cadrele succesive. În al doilea rând, dacă un cadru a fost recepționat eronat, nu este posibilă decodificarea în continuare. În al treilea rând, fără cadre I, atunci când se face un avans sau o revenire rapidă, decodificatorul ar trebui să calculeze fiecare cadru peste care trece, așa încât să știe valoarea completă a cadrului pe care este oprit. Din aceste motive, cadrele I sunt inserate la ieșire o dată sau de două ori pe secundă.

Cadrele P, în contrast, codifică diferențele între cadre. Ele se bazează pe ideea de **macroblocuri (macroblocks)**, care acoperă 16x16 pixeli în spațiul luminanței și 8x8 pixeli în spațiul crominanței. Un macrobloc este codificat prin căutarea cadrului precedent sau ceva care diferă foarte puțin de el.

Un exemplu unde se folosesc cadrele P este redat în fig. 7-77. Aici vedem trei cadre consecutive care au același fundal, dar diferă prin poziția unei persoane. Macroblocurile care conțin scena fundalului se vor potrivi exact, dar macroblocurile conținând persoana vor fi afișate la o poziție cu o deplasare de valoare necunoscută și va trebui să fie înregistrate.

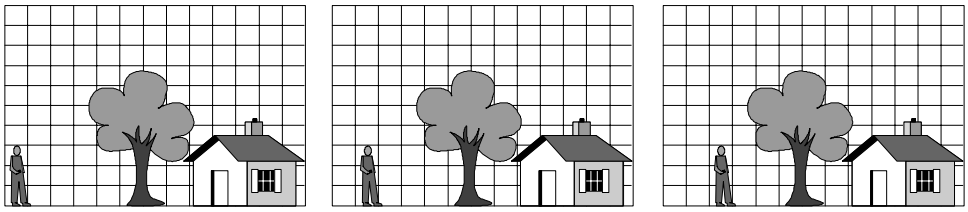


Fig. 7-77. Trei cadre consecutive.

Standardul MPEG-1 nu specifică cum trebuie făcută căutarea, cât de departe să se caute sau cât de bună trebuie să fie o potrivire pentru a conta. Aceasta depinde de fiecare implementare. De exemplu, o implementare poate căuta un macrobloc la poziția curentă din cadrul precedent și toate celelalte deplasări ale pozițiilor $\pm\Delta x$ pe direcția x și $\pm\Delta y$ pe direcția y. Pentru fiecare poziție, poate fi calculat numărul de potriviri în matricea de luminanță. Poziția cu cel mai mare scor va fi declarată câștigătoare, cu condiția să fi fost peste un prag predefinit. Altfel, macroblocul se spune că lipsește. Sunt desigur posibili și alți algoritmi mai complicați.

Dacă este găsit un macrobloc, acesta este codificat luând diferența față de valoarea sa din cadrul anterior (pentru luminanță și pentru cele două crominanțe). Aceste matrice de diferențe sunt apoi subiectul unei transformări cosinusoidale discrete, sunt cuantificate, codificate cu lungimea succesiunilor și codificate Huffman, la fel ca și cu JPEG. Valoarea pentru macrobloc în fluxul de ieșire este vectorul de mișcare (cât de departe s-a mișcat macroblocul din poziția lui precedentă pe fiecare direcție), urmată de lista de numere codificată Huffman. Dacă macroblocul nu este localizat în cadrul precedent, valoarea curentă este codificată cu JPEG, la fel ca în cadrul I.

Evident, algoritmul este puternic asimetric. O implementare este liberă să încerce fiecare poziție plauzibilă din cadrul precedent, dacă vrea s-o facă, într-o încercare disperată de a localiza fiecare ultim macrobloc, oriunde s-ar fi mișcat acesta. Această tratare va minimiza fluxul MPEG-1 codificat, cu prețul unei codificări foarte lente. Această abordare poate fi bună pentru o singură codificare a unei filmoteci, dar va fi groaznică pentru o video conferință în timp-real.

Similar, fiecare implementare este liberă să decidă ce înseamnă un macrobloc „găsit”. Această libertate permite implementatorilor să concureze prin calitatea și viteza algoritmilor proprii, dar întotdeauna produce MPEG-1. Indiferent de algoritmul de căutare folosit, ieșirea finală este ori codificarea JPEG a macroblocului curent, ori codificarea JPEG a diferenței între macroblocul curent și unul din cadrul precedent la o deplasare specificată față de cel curent.

Până acum, decodificarea MPEG-1 este directă. Decodificarea cadrelor I este la fel ca decodificarea imaginilor JPEG. Decodificarea cadrelor P cere decodificatorului să memoreze cadrul precedent și apoi să construiască noul cadru într-un nou tampon bazat pe macroblocuri codificate complet și macroblocuri care conțin diferențe față de cadrul precedent. Noul cadru este asamblat macrobloc cu macrobloc.

Cadrele B sunt similare cadrelor P, cu excepția faptului că ele permit ca macroblocul de referință să fie sau într-un cadru precedent sau în cel următor. Această libertate suplimentară permite o compensare îmbunătățită a mișcării și este de asemenea utilă atunci când obiectele trec înaintea sau în

spatele altor obiecte. Pentru a codifica cadrele B, codificatorul trebuie să țină în memorie simultan trei cadre decodificate: cel vechi, actualul și viitorul. Deși cadrele B furnizează cea mai bună compresie, nu toate implementările le suportă.

Cadrele D sunt folosite doar pentru a face posibilă afișarea imaginilor de rezoluție mică atunci când se face o revenire sau o înaintare rapidă. Realizarea decodificării MPEG-1 normală în timp-real este destul de dificilă. Cerând ca decodificatorul s-o facă atunci când se mișcă prin video de zece ori mai repede decât normal, este prea mult. În schimb, cadrele D sunt folosite pentru a produce imagini de joasă rezoluție. Fiecare intrare a cadrului D este valoarea medie a unui bloc, fără codificare ulterioară, făcând ușoară afișarea în timp-real. Această facilitate este importantă pentru a permite oamenilor să caute prin video, la viteză mare, o anumită scenă.

Terminând tratarea lui MPEG-1, să trecem la MPEG-2. Codificarea MPEG-2 este fundamental similară cu codificarea MPEG-1 cu cadre I, P, și B. Cadrele D nu sunt suportate. De asemenea, transformarea cosinusoidală discretă folosește un bloc de 10x10 în loc de 8x8, pentru a avea cu 50% mai mulți coeficienți și implicit o calitate mai bună. Deoarece este destinat televiziunii și DVD-ului, MPEG-2 suportă atât imagini progresive cât și întrețesute, în timp ce MPEG-1 suportă doar imagini progresive. Mai sunt și alte detalii minore care diferă în cele două standarde.

În loc de a suporta un singur nivel de rezoluție, MPEG-2 suportă patru: scăzut (352x240), principal (720x480), înalt-1440 (1440x1152) și înalt (1920x1080). Rezoluția scăzută este pentru VCR-uri și compatibilitate cu MPEG-1. Principalul nivel este cel normal pentru difuzarea NTSC. Celelalte două sunt pentru HDTV. Pentru o calitate foarte bună a ieșirii, MPEG-2 rulează în general la 4-8 Mbps.

7.4.8 Video la cerere

Mecanismul de video la cerere este câteodată comparat cu un magazin de închiriere a casetelor video. Utilizatorul (clientul) selectează una dintr-un număr mare de casete video pe care le are la dispoziție și o ia acasă pentru vizionare. Doar că pentru video la cerere, selecția este făcută acasă folosind telecomanda televizorului și caseta video începe imediat. Nu este necesar un drum până la magazin. Este inutil să spunem că implementarea video-ului la cerere este un pic mai complicată decât descrierea lui. În această secțiune vom face o prezentare a ideilor de bază și a implementării lor.

Este video la cerere într-adevăr precum închirierea unei casete video, sau mai degrabă precum alegerea unui film pentru vizionare la sisteme de televiziune prin cablu cu 500 de canale? Răspunsul are importante implicații tehnice. În particular, utilizatorii de casete video închiriate sunt obișnuiți cu ideea să oprească un film, să se ducă la bucătărie sau la baie și apoi să continue din locul în care caseta video a fost oprită. Telespectatorii nu se așteaptă să oprească un program.

Pentru a concura cu succes cu magazinele de închiriere, video-ul la cerere ar trebui să poată opri, porni și relua casetele video la dorință. Asigurarea acestei posibilități obligă furnizorul de video să transmită o copie separată fiecărui utilizator.

Pe de altă parte, dacă video-ul la cerere este văzut mai mult ca o televiziune avansată, atunci este suficient ca furnizorul de casete video să pornească fiecare video popular la fiecare 10 minute și să ruleze non-stop. Un utilizator care dorește să vadă un astfel de film trebuie să aștepte cel mult 10 minute pentru ca el să înceapă. Deși oprirea și repornirea nu este posibilă aici, o persoană care se întoarce în cameră după o scurtă pauză, poate comuta pe un alt canal, care prezintă aceeași casetă video, dar cu o întârziere de 10 minute. Ceva se va repeta dar nu va fi pierdut nimic. Această schemă este numită **video aproape la cerere (near video on demand)**. El oferă posibilitatea unui cost mult mai scăzut, deoarece același semnal de la furnizorul de casete video poate ajunge la mai mulți utili-

zatori odată. Diferența între video la cerere și video aproape la cerere este similară cu diferența între a circula cu mașina proprie și a lua autobuzul.

Urmărirea filmelor (aproape) la cerere este numai unul dintr-o gamă largă de noi servicii posibile de când este disponibilă rețeaua în bandă largă. Modelul general pe care mulți îl folosesc este ilustrat în fig. 7-78. În centrul sistemului se află o rețea cu coloană vertebrală de arie largă (națională sau internațională) cu lărgime de bandă mare. La ea sunt conectate mii de rețele de distribuție locală, cum ar fi cabluri TV sau sisteme distribuite ale companiei de telefoane. Sistemele de distribuție locală ajung în casele oamenilor, unde se opresc în **cutii de conectare (set-top boxes)**, care sunt, de fapt, calculatoare personale specializate.

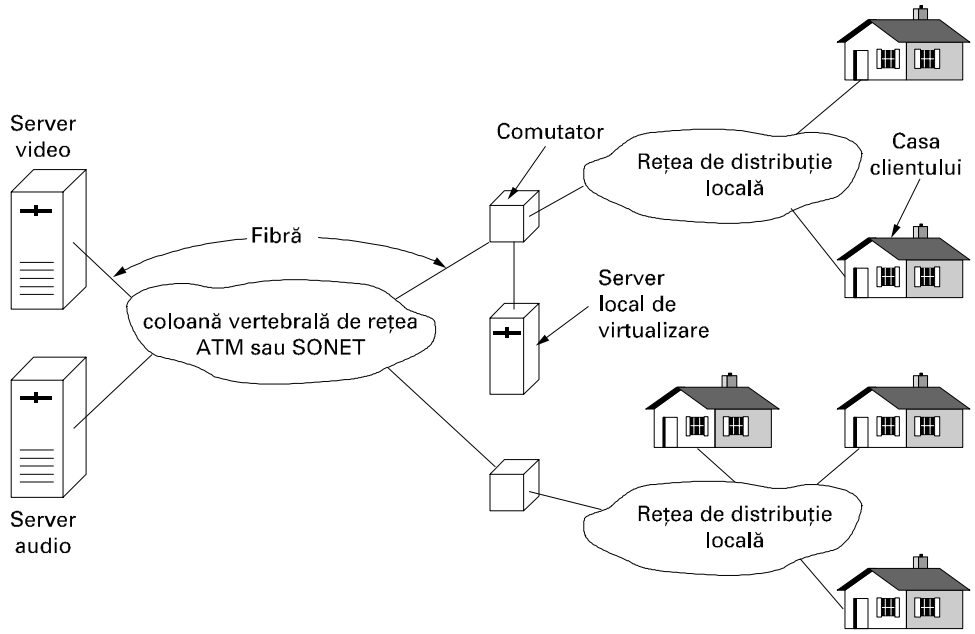


Fig. 7-78. Vedere generală a unui sistem video la cerere.

Mii de furnizori de informație sunt atașați la coloana vertebrală prin fibre optice de lărgime de bandă mare. Unii dintre aceștia vor oferi video cu plata-pe-vizualizare sau CD audio cu plata-pe-ascultare. Altele vor oferi servicii specializate, precum cumpărături de la domiciliu (cu posibilitatea de a roti o cutie de supă și a mări lista de ingrediente sau de a vedea un video-clip despre cum să conducă o mașină de cosit). Fără îndoială că în curând vor deveni disponibile sporturile, știrile, reluările la „I Love Lucy", accesul la WWW și nenumăratele alte posibilități.

În sistem sunt incluse și servere locale care permit ca video-urile să fie amplasate mai aproape de utilizatori (în avans), pentru a economisi lărgimea de bandă în timpul orelor de vârf. Cum se vor potrivi una cu alta aceste piese și cui vor aparține se va dezbate destul în industrie. În cele ce urmează, vom examina cum sunt create piesele principale din sistem: serverele video și rețeaua de distribuție.

Video-Servere

Pentru a avea video (aproape) la cerere, avem nevoie de **video-servere** (video servers) capabile să memoreze și să transmită simultan un număr mare de filme. Numărul total de filme realizate este estimat la 65.000 (Minoli, 1995). Atunci când este comprimat în MPEG-2, un film normal ocupă în

jur de 4 GB, așa că 65.000 de filme ar necesita în jur de 260 teraocteți. Adăugați la aceasta toate programele vechi de televiziune care au fost vreodată realizate, filmele de sport, jurnalele sonore, cataloagele vorbitoare pentru cumpărături etc. și este clar că ne confruntăm cu o problemă de înmagazinare foarte dificilă.

Cea mai ieftină soluție pentru memorarea unui volum mare de informație este pe bandă magnetică. Acesta a fost mereu cazul și probabil va continua să fie. O bandă Ultrium poate memora 200 GB (50 filme) la un cost de circa 1 - 2 dolari/film. Actualmente sunt comercializate servere mari, mecanice, de benzi care păstrează mii de benzi și au un braț robotic pentru extragerea fiecărei benzi și inserarea ei într-o unitate de bandă. Problema cu aceste sisteme este timpul de acces (în special pentru al 50-lea film de pe bandă), viteza de transfer și numărul limitat de unități de bandă (pentru a servi *n* filme deodată, unitatea necesită *n* unități).

Din fericire, experiența cu magazinele de închiriat video, bibliotecile publice și alte astfel de organizații arată că nu toate produsele sunt la fel de populare. Experimental, atunci când sunt disponibile *N* filme, fracția tuturor cererilor pentru filmul care ocupă locul *k* în topul popularității este de aproximativ *C*/*k*. Aici *C* este calculat pentru a normaliza suma la 1, cu formula:

$$C = 1/(1+1/2+1/3+1/4+1/5+\ldots+1/N)$$

Astfel, filmul de pe primul loc este de șapte ori mai popular decât filmul de pe locul șapte. Acest rezultat este cunoscut drept **legea lui Zipf** (Zipf, 1949).

Faptul că unele filme sunt mai populare decât altele sugerează o soluție posibilă în forma ierarhiei de memorare, așa cum se arată în fig. 7-79. Aici, performanța crește cu cât se urcă în ierarhie.

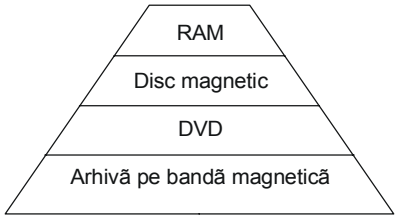


Fig. 7-79. Ierarhia video-serverului de memorare.

O alternativă la înregistrarea pe bandă este memoria optică. DVD-urile actuale memorează 4.7 GB, suficienți pentru un film, dar următoarea generație va păstra două filme. Deși timpii de căutare sunt mici în comparație cu discurile magnetice (50 ms față de 5 ms), costul lor scăzut și fiabilitatea ridicată fac din tonomatele optice care conțin mii de DVD-uri o alternativă bună față de bandă în cazul filmelor cel mai mult folosite.

Urmează discurile magnetice. Acestea au timp de acces mic (5 ms), viteza de transfer mare (320 MB/sec pentru SCSI 320), și capacități substanțiale (> 100 GB), care le fac potrivite pentru memorarea filmelor care sunt transmise efectiv (spre deosebire de simpla memorare pentru cazul că cineva ar dori vreodată să le vadă). Marele lor inconvenient este costul ridicat pentru memorarea filmelor care sunt rar accesate.

În vârful piramidei din fig. 7-79 este RAM. RAM-ul este cel mai rapid mediu de stocare, dar și cel mai scump. Atunci când prețurile la RAM ajung la 50 dolari/gigaoctet, un film de 4 GB va ocupa RAM în valoare de 200 dolari, așa că, existența a 100 de filme în RAM va costa 20.000 dolari pentru 200 GB de memorie. În plus, ideea unui video-server care transmite 100 de filme, păstrându-le pe

toate în RAM, începe să devină realizabilă. Și dacă video-serverul are 100 de clienți, dar ei se uită simultan doar la 20 de filme diferite, ideea începe să pară realizabilă, având un concept bun.

Deoarece un video-server nu este decât un imens dispozitiv de I/O în timp-real, el necesită o altă arhitectură hardware și software decât un PC sau o stație de lucru UNIX. Arhitectura hardware a unui video-server tipic este prezentată în fig. 7-80. Serverul are una sau mai multe unități centrale de înaltă performanță, fiecare cu memorie locală, o memorie principală partajată, o memorie tampon RAM de mare capacitate pentru filmele populare, o varietate de echipamente de stocare pentru păstrarea filmelor și hardware de conectare în rețea, în mod normal o interfață optică cu o rețea SONET sau ATM la viteza unui OC-12 sau mai ridicată. Aceste subsisteme sunt conectate printr-o magistrală de foarte mare viteză (cel puțin de 1 GB/sec).

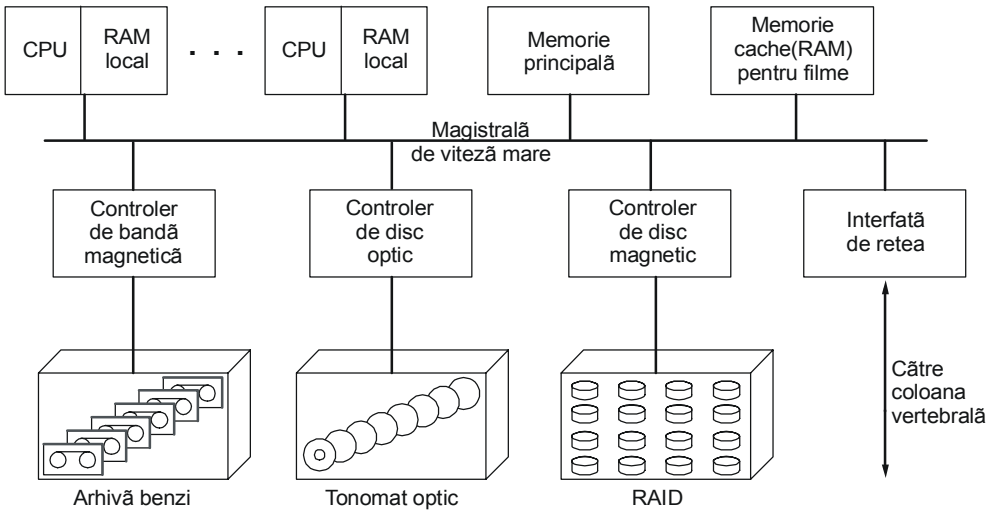


Fig. 7-80. Arhitectura hardware a unui video-server tipic.

Acum să inspectăm programele pentru video-server. Unitățile centrale sunt folosite pentru acceptarea cererilor utilizatorilor, localizarea filmelor, mutarea datelor între echipamente, taxarea clienților, și multe alte funcții. Unele dintre acestea nu sunt critice în timp, dar multe altele sunt, așa că unele, dacă nu toate unitățile centrale, va trebui să ruleze un sistem de operare de timp-real, cum ar fi un micronucleu de timp-real. În mod normal aceste sisteme împart munca în operații mai simple, fiecare cu un termen final cunoscut. Atunci planificatorul poate rula un algoritm de tip „alege termenul cel mai apropiat" sau un algoritm monoton al vitezelor (Liu și Layland, 1973).

Software-ul unității centrale definește și natura interfeței pe care serverul o prezintă clienților (servere de virtualizare și cutii de conectare). Există două tipuri populare. Primul este un sistem de fișiere tradițional, în care clienții pot deschide, citi, scrie și închide fișiere. Spre deosebire de complicațiile introduse de ierarhia de memorii și considerațiile de timp-real, un astfel de server poate avea un sistem de fișiere modelat după cel din UNIX.

Al doilea tip de interfață este bazat pe modelul video-recorderului. Comenzile adresate serverului solicită deschiderea, rularea, oprirea, derularea rapidă înainte și înapoi a fișierelor. Diferența față de modelul UNIX este că atunci când este dată o comandă PLAY, serverul continuă să transmită date la o viteză constantă, fără a necesita comenzi noi.

Inima software-ului video-serverului este sistemul de gestiune a discului. Acesta are două misiuni principale: plasarea filmelor pe discul magnetic atunci când trebuie extrase de pe bandă sau din memoria optică și tratarea cererilor către disc pentru multiplele fluxuri de ieșire. Plasarea filmelor este importantă, deoarece poate afecta foarte mult performanțele.

Două modalități de organizare a memorării pe disc sunt ferma de discuri și șirul de discuri. În cazul **fermei de discuri** (disk farm), fiecare unitate păstrează doar câteva filme întregi. Din motive de performanță și fiabilitate, fiecare film trebuie să fie prezent pe cel puțin două unități, poate chiar mai multe. Cealaltă organizare de memorare este cea de **tablou de discuri** (disk array) sau **RAID** (**Redundant Array of Inexpensive Disks** - tablou redundant de discuri ieftine), în care fiecare film este împărțit pe mai multe unități, de exemplu blocul 0 pe unitatea 0, blocul 1 pe unitatea 1, și așa mai departe, cu blocul n - 1 pe unitatea n - 1. După aceasta, ciclul se repetă, cu blocul n pe unitatea 0 și așa mai departe. Această organizare este numită **repartizare** (striping).

Un tablou de discuri repartizat are mai multe avantaje decât o fermă de discuri. Mai întâi, toate cele n unități pot rula în paralel, mărind performanța cu factorul n. În al doilea rând, poate fi făcut redundant prin adăugarea unei unități în plus la fiecare grup de n, unde unitatea redundantă conține SAU EXCLUSIV bloc-cu-bloc ale celorlalte unități, pentru a permite recuperarea completă a datelor în cazul în care o unitate se defectează. În sfârșit, problema echilibrării încărcării este rezolvată (nu este necesară plasarea manuală pentru evitarea plasării tuturor filmelor populare pe aceeași unitate). Pe de altă parte, organizarea de tip tablou de discuri este mai complicată decât ferma de discuri și mai sensibilă la defecte multiple. De asemenea este nepotrivită pentru operații ale video-recorder-ului, cum ar fi derularea rapidă a unui film înainte sau înapoi.

Cealaltă misiune a software-ului de disc este de a servi toate fluxurile de ieșire de timp-real și de a respecta constrângerile de timp ale acestora. Doar acum câțiva ani, aceasta necesita algoritmi complecși de planificare a sarcinilor, dar odată cu scăderea prețurilor la memorie, încep să devină posibile abordări mult mai simple. Pentru fiecare flux servit, este păstrată în RAM o zonă tampon (buffer) de, să zicem, 10 secunde de flux video (care înseamnă un spațiu ocupat de 5 MB). El este completat de un proces al discului și golit de un proces al rețelei. Cu 500 MB de RAM, pot fi servite 100 de fluxuri direct din RAM. Desigur, subsistemul discului trebuie să aibă o rată susținută de 50MB/sec pentru a păstra zonele tampon pline, dar un RAID construit din discuri SCSI de ultimă generație poate să îndeplinească ușor această cerință.

Rețeaua de distribuție

Rețeaua de distribuție este un set de comutatoare și linii între sursă și destinație. Așa cum vedem în fig. 7-78, ea constă dintr-o coloană vertebrală conectată la o rețea de distribuție locală. În mod obișnuit, coloana vertebrală este comutată, dar rețeaua locală nu.

Principala cerință impusă coloanei vertebrale este lărgimea de bandă mare. O altă cerință era ca fluctuația să fie scăzută, însă acum, chiar și cu cel mai mic PC este posibilă stocarea într-un tampon a 10 secunde de video de înaltă calitate MPEG-2 și prin urmare, fluctuația scăzută nu mai este o necesitate.

Distribuția locală este haotică, diferite companii încercând diferite rețele în diferite regiuni. Companiile telefonice, companiile de TV prin cablu și noii intrați sunt convinși cu toții că cel care ajunge primul va fi câștigătorul cel mare. În consecință asistăm la o proliferare a tehnologiilor instalate. În Japonia, unele companii de canalizare au intrat în afacerea Internet, susținând că ele au cele mai mari țevi în casele tuturor (introduc fibră optică prin ele, dar trebuie să fie foarte atente pe unde o scot). Cele patru scheme principale de distribuție locală pentru video la cerere sunt identificate prin acronimele ADSL, FTTC, FTTH și HFC. Le vom explica pe fiecare pe rând.

ADSL a fost primul reprezentant al industriei telefonice în loteria distribuției locale. Am studiat ADSL în cap. 2 și nu vom repeta acel material aici. Ideea este că fiecare casă din Statele Unite, Europa și Japonia are deja o pereche torsadată de cupru (pentru servicii telefonice analogice). Dacă aceste fire pot fi folosite pentru video la cerere, companiile telefonice ar putea să elimine concurența.

Problema, desigur, este că aceste fire nu pot suporta nici chiar MPEG-1 pe lungimea lor tipică de 10 km, ca să nu mai vorbim de MPEG-2. Filmele color, de înaltă rezoluție, necesită 4-8 Mbps, depinzând de calitatea dorită. ADSL nu este suficient de rapid decât pentru bucle locale scurte.

Al doilea proiect al companiei telefonice este **FTTC** (**Fiber To The Curb** - fibră către vecinătate). În FTTC, compania telefonică instalează fibră optică de la oficiul final la fiecare cartier rezidențial, terminată într-un echipament numit **ONU** (**Optical Network Unit** - unitate optică de rețea). Cele 16 bucle locale de cupru se pot termina în ONU. Aceste bucle sunt acum atât de scurte, încât este posibilă rularea duplex integrală T1 sau T2 peste ele, permițând filmele MPEG-1 și respectiv MPEG-2. În plus, deoarece FTTC este simetric, acum este posibilă video conferința pentru cei care lucrează acasă și pentru întreprinderile mici.

A treia soluție a companiei telefonice este de a introduce fibra optică în casele tuturor. Se numește **FTTH** (**Fiber To The Home** - fibră la casă). În această schemă, oricine poate avea OC-1, OC-3, sau chiar un purtător mai performant, dacă este cerut. FTTH este foarte scump, dar va deschide o gamă largă de posibilități atunci când va fi introdus. În fig. 7-63 am văzut cum oricine ar putea să aibă propriul său post de radio. Ce-ați zice de ideea ca fiecare membru al familiei să aibă propriul post de televiziune? ADSL, FTTC și FTTH sunt toate rețele locale de distribuție punct-la-punct, ceea ce nu este surprinzător dată fiind organizarea actuală a sistemului telefonic.

O abordare complet diferită este **HFC** (**Hybrid Fiber Coax** - fibră coaxială hibridă), care este soluția preferată actualmente, fiind instalată în prezent de către firmele de televiziune prin cablu. Aceasta este prezentată în Fig. 2-47(a). Povestea este următoarea. Cablurile coaxiale actuale de la 300 la 450 MHz vor fi înlocuite prin cabluri coaxiale la 750 MHz, îmbunătățind capacitatea de la 50 la 75 canale de 6 MHz la 125 canale de 6-MHz. Șaptezeci și cinci din cele 125 de canale vor fi folosite pentru transmiterea televiziunii analogice.

Cele 50 de canale noi vor fi modulate folosind QAM-256, care furnizează în jur de 40 Mbps pe canal, dând un total de 2 Gbps de lărgime de bandă nouă. Capetele vor fi mutate în cartier, așa încât fiecare cablu este doar pentru 500 de case. Simpla împărțire arată că fiecărei case îi poate fi alocat un canal dedicat de 4 Mbps, care poate fi folosit pentru un film MPEG-2.

Deși sună minunat, cere furnizorilor de cabluri să le înlocuiască pe cele existente cu cabluri coaxiale de 750 MHz, să instaleze noile capete de distribuție și să elimine toate amplificatoarele unidirecționale - pe scurt, să înlocuiască întregul sistem de TV prin cablu. În consecință, volumul de infrastructură nouă este comparabil cu ceea ce este necesar companiilor telefonice pentru FTTC. În ambele cazuri, furnizorul rețelei locale trebuie să instaleze fibra optică în cartierele rezidențiale. Din nou, în ambele cazuri, fibra se termină la un convertor optic-electric. În FTTC, segmentul final este o buclă locală punct-la-punct care folosește perechi torsadate. În HFC, segmentul final este un cablu coaxial partajat. Tehnic vorbind, aceste două sisteme nu sunt chiar atât de diferite pe cât vor să le prezinte creatorii lor.

Cu toate acestea, există o diferență reală care merită să fie amintită. HFC folosește un mediu partajat fără comutare sau dirijare. Orice informație transmisă prin cablu poate fi preluată de orice abonat fără multă zarvă. FTTC, care este complet comutat, nu are această proprietate. Ca rezultat, operatorii HFC vor ca video-serverele să trimită fluxuri criptate, așa încât clienții care nu au plătit pentru un film, să nu-l poată vedea. Operatorii FTTC nu doresc criptarea deoarece mărește complexitatea, scade per-

formanța și nu furnizează securitate suplimentară în sistemul lor. Din punctul de vedere al unei companii care rulează un video-server, este o bună idee să se cripteze sau nu? Un server folosit de o companie telefonică sau unul din subsidiarii sau partenerii săi poate să decidă să nu cripteze video-urile, pretinzând eficiența ca motiv, dar de fapt pentru a cauza pierderi economice competitorilor HFC.

Pentru toate rețelele locale de distribuție, este posibil că fiecare cartier va fi echipat cu unul sau mai multe servere de virtualizare. Acestea sunt, de fapt, doar versiuni mai mici ale video-serverelor despre care am discutat înainte. Marele avantaj al acestor servere locale este că reduc încărcarea coloanei vertebrale.

Ele pot fi preîncărcate cu filme fie dinamic, fie prin rezervare. Dacă oamenii spun furnizorului în avans ce filme doresc, ele pot fi transferate pe serverul local în afara orelor de vârf. Această observație orientează operatorii de rețea spre atragerea personalului de la companiile aeriene pentru stabilirea tarifelor. Se pot imagina tarife în care filmele cerute cu 24 până la 72 de ore în avans pentru a fi vizionate marțea sau joia înainte de 6 seara sau după 11 seara, primesc o reducere de 27 la sută. Filmele comandate în prima duminică a lunii înainte de 8 dimineața pentru a fi vizionate miercuri după-amiaza, într-o zi a cărei dată este un număr prim, beneficiază de o reducere de 43 la sută și așa mai departe.

7.4.9 MBone - Coloana vertebrală pentru trimitere multiplă

În timp ce toate aceste industrii fac planuri mari - și îndelung mediatizate - pentru viitorul video la cerere (inter)național, digital, comunitatea Internet și-a implementat propriul sistem multimedia digital, **MBone** (**Multicast Backbone -** coloana vertebrală cu trimitere multiplă). În această secțiune vom face o scurtă sinteză a ceea ce este și cum funcționează.

MBone poate fi gândit ca radio și televiziune Internet. Spre deosebire de video la cerere, unde accentul cade pe selectarea și vizualizarea filmelor precomprimate memorate pe un server, MBone este folosit pentru difuzare audio și video în formă digitală în lumea întreagă prin Internet. Este operațional de la începutul lui 1992. Multe conferințe științifice, în special întâlniri IETF, au fost difuzate, la fel ca și evenimentele științifice notabile, cum ar fi lansarea navetelor spațiale. Prin MBone a fost difuzat un concert Rolling Stones, precum și porțiuni din Festivalul de film de la Cannes. Este discutabil dacă acesta poate fi calificat drept un eveniment științific.

Din punct de vedere tehnic, MBone este o rețea virtuală situată deasupra Internet-ului. Ea constă din insule cu posibilități de trimitere multiplă, conectate prin tuneluri, așa cum se arată în fig. 7-81. În această figură, MBone constă din șase insule, de la *A* la *F*, conectate prin șapte tuneluri. Fiecare insulă (de obicei un LAN sau un grup de LAN-uri interconectate) suportă trimitere multiplă hardware către calculatoarele gazdă. Tunelurile propagă pachetele MBone între insule. Cândva, în viitor, când toate ruterele vor fi capabile să gestioneze direct traficul cu trimitere multiplă, această superstructură nu va mai fi necesară, dar pentru moment este funcțională.

Fiecare insulă conține unul sau mai multe rutere specializate numite **m-rutere** (**mrouters** - rutere cu trimitere multiplă). Câteva dintre acestea sunt rutere normale, dar majoritatea sunt numai stații UNIX care rulează software-ul special de nivel utilizator (dar ca supervizor). M-ruterele sunt conectate logic prin tuneluri. Pachetele MBone sunt încapsulate în pachete IP și trimise ca pachete obișnuite cu trimitere unică la adresa IP a m-ruterului destinație.

Tunelurile sunt configurate manual. În mod uzual, un tunel este o cale pentru care există o conexiune fizică, dar aceasta nu este o cerință. Dacă, accidental, calea fizică asociată unui tunel se defectează, m-ruterele care folosesc tunelul nu vor observa, deoarece Internet-ul va redirija automat întregul trafic IP dintre ele prin alte linii.

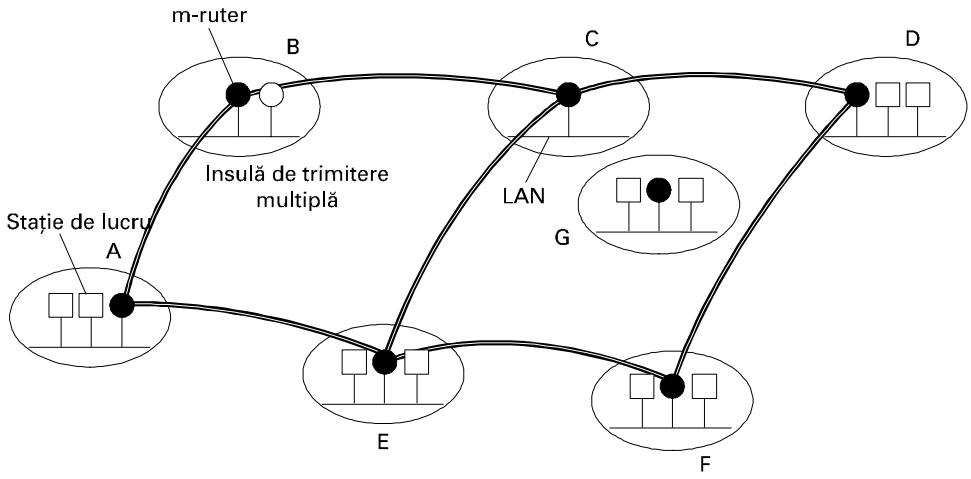


Fig. 7-81. MBone constă din insule de trimitere multiplă conectate prin tunele.

Atunci când apare o nouă insulă și dorește să se atașeze la MBone, precum *G* din fig. 7-81, administratorul său trimite un mesaj anunțând existența acesteia către lista de poștă a MBone-ului. Administratorii siturilor apropiate îl contactează pentru a stabili tunelurile. Câteodată tunelurile existente sunt reconfigurate, astfel încât să profite de noua insulă pentru a optimiza topologia. La urma urmelor, tunelurile nu au existență fizică. Ele sunt definite prin tabele în m-rutere și pot fi adăugate, șterse, sau mutate prin simpla schimbare a acestor tabele. Tipic, fiecare țară din MBone are o coloană vertebrală cu insule regionale atașate acesteia. În mod normal, MBone este configurat cu unul sau două tuneluri care traversează oceanele Atlantic și Pacific, aducând MBone-ul la scară globală.

Astfel, în orice moment, MBone constă dintr-o topologie specifică alcătuită din insule și tuneluri, independent de numărul adreselor de trimitere multiplă utilizate curent și de cine le ascultă sau le urmărește. Această situație este foarte asemănătoare cu cea a unei subrețele normale (fizice), așa încât i se aplică algoritmii normali de dirijare. În consecință, MBone a folosit inițial un algoritm de dirijare, **DVMRP (Distance Vector Multicast Routing Protocol -** dirijare multi-destinație după vectorul distanțelor) bazat pe algoritmul vectorului distanțelor al lui Bellman-Ford. De exemplu, în fig. 7-81, insula *C* poate dirija către *A* prin *B* sau prin *E* (sau prin *D*). Își alege varianta luând valorile pe care i le dau nodurile despre distanțele de la ele până la *A* și apoi adăugând distanța proprie până la ele. În acest mod, fiecare insulă determină ruta optimă către fiecare altă insulă. Totuși, rutele nu sunt de fapt folosite în acest mod, ci așa cum vom vedea în curând.

Să considerăm acum modul în care se realizează trimiterea multiplă. Pentru a transmite la mai multe destinații un program audio sau video, o sursă trebuie să achiziționeze mai întâi o adresă de destinație multiplă de clasă D, care acționează ca o frecvență de stație sau un număr de canal. Adresele de clasă D sunt rezervate prin folosirea unui program care caută într-o bază de date adrese de destinație multiplă libere. Multe trimiteri multiple pot să se desfășoare în același timp, iar un calculator gazdă poate „să se acordeze” pe cea de care este interesat prin ascultarea adrese de destinație multiplă potrivite.

Periodic, fiecare m-ruter trimite un pachet de difuzare IGMP limitat la insula lui, întrebând cine este interesat de ce canal. Calculatoarele gazdă care doresc să (continue să) primească unul sau mai

multe canale trimit alt pachet IGMP înapoi drept răspuns. Aceste răspunsuri sunt dispersate în timp pentru a evita supraîncărcarea LAN-ului local. Fiecare m-ruter păstrează o tabelă cu canalele care trebuie puse în LAN-ul propriu, pentru a evita pierderea de lărgime de bandă prin canale de transmitere multiplă pe care nu le vrea nimeni.

Trimiterile multiple se propagă prin MBone după cum urmează. Când o sursă audio sau video generează un nou pachet, îl difuzează către insula sa locală folosind facilitățile hardware de trimitere multiplă. Acest pachet este preluat de un m-ruter local, care îl copiază pe toate tunelurile cu care este conectat.

Fiecare m-ruter care primește un astfel de pachet printr-un tunel verifică dacă pachetul a venit pe cea mai bună rută, adică cea pe care tabela proprie îi spune să o folosească pentru a ajunge la sursă (ca și cum ar fi o destinație). Dacă pachetul a venit pe ruta cea mai bună, m-ruterul îl copiază la toate celelalte tuneluri. Dacă pachetul a ajuns pe o cale care nu este cea optimală, el este eliminat. Astfel, de exemplu, în fig. 7-81, dacă tabela lui *C* spune să se folosească *B* pentru a ajunge la *A*, atunci când un pachet cu trimitere multiplă de la *A* ajunge la *C* prin *B,* el este copiat la *D* și *E*. Cu toate acestea, atunci când un pachet cu trimitere multiplă de la *A* ajunge la *C* prin *E* (nu este calea cea bună), el este eliminat. Acest algoritm este algoritmul retransmiterii pe calea inversă prezentat în Cap. 5. Deși nu este perfect, este destul de bun și foarte ușor de implementat.

În plus față de folosirea algoritmului de căutare pe calea inversă, pentru prevenirea inundării Internet-ului și pentru a limita domeniul trimiterii multiple, este folosit câmpul IP *Time_to_live* (timp de viață). Fiecare pachet pleacă cu o anumită valoare (determinată de sursă). Fiecărui tunel i se asociază o pondere. Un pachet este trecut printr-un tunel dacă are o pondere suficientă. Altfel este eliminat. De exemplu, tunelurile transoceanice sunt configurate în mod obișnuit cu o pondere de 128, așa încât pachetele pot fi limitate la continentul de origine dându-li-se un timp de viață inițial mai mic sau egal cu 127. După trecerea printr-un tunel, câmpul *Time to live* este decrementat cu ponderea tunelului.

De când funcționează algoritmul de dirijare MBone, s-au făcut multe cercetări pentru a-l îmbunătăți. O propunere păstrează ideea dirijării după vectorul distanțelor, dar face algoritmul ierarhic, prin gruparea siturilor MBone în regiuni și dirijarea în prima etapă către acestea (Thyagarajan și Deering, 1995).

O altă propunere este de a folosi o formă modificată a dirijării în funcție de starea legăturilor, în loc de dirijare după vectorul distanțelor. În particular, un grup de lucru IETF se ocupă de modificarea OSPF pentru a-l face potrivit pentru trimitere multiplă în cadrul unui singur sistem autonom. Trimiterea multiplă OSPF rezultată este numită **MOSPF** (Moy, 1994). Modificările se referă la crearea de către MOSPF a unei hărți complete care, în plus față de informația vizuală de dirijare, să țină evidența insulelor de trimitere multiplă și a tunelurilor. Înarmată cu această topologie completă, este ușor să calculăm cea mai bună cale de la fiecare insulă către fiecare altă insulă folosind tunelurile. De exemplu, poate fi folosit algoritmul lui Dijkstra.

A doua arie de cercetare este dirijarea inter-AS. Aici un alt grup de lucru IETF dezvoltă un algoritm numit **PIM (Protocol Independent Multicast -** transmitere multiplă independentă de protocol). PIM are două versiuni, după cum insulele sunt dense (aproape oricine vrea să se uite) sau rare (aproape nimeni nu vrea să se uite). Ambele versiuni folosesc tabele de dirijare standard cu trimitere unică în loc de a crea o topologie suprapusă, așa cum fac DVMRP sau MOSPF.

În PIM-DM (modul dens), ideea este de a tăia căile inutile. Tăierea funcționează în modul următor. Atunci când un pachet cu trimitere multiplă ajunge printr-un tunel „greșit", un pachet de tăiere este trimis înapoi prin tunel, spunând emițătorului să nu-i mai transmită pachete de la sursa

respectivă. Când un pachet ajunge prin tunelul „bun”, este copiat pe toate celelalte tuneluri care nu s-au auto-tăiat anterior. Dacă toate celelalte tuneluri s-au auto-tăiat și canalul din insula locală nu este interesat, m-ruterul trimite un mesaj de tăiere înapoi prin canalul „bun”. În acest fel, trimiterea multiplă se adaptează automat și merge doar unde este dorită.

PIM-SM (modul rar), descris în RFC 2362, lucrează diferit. Aici ideea este de a preveni saturarea Internetului, doar pentru că trei persoane din Berkeley vor să țină o conferință peste o adresă de clasă D. PIM-SM funcționează prin fixarea unor puncte de întâlnire. Fiecare dintre sursele dintr-un grup cu trimitere multiplă PIM-SM își trimite pachetele la punctele de întâlnire. Orice sit interesat în atașare, cere unui punct de întâlnire să-i seteze un tunel. În acest mod, tot traficul PIM-SM este transportat prin transmitere simplă, în loc de transmitere multiplă. PIM-SM devine tot mai popular și MBONE migrează către folosirea lui. Pe măsură ce PIM-SM devine mai mult folosit, MOSPF dispare treptat. Pe de altă parte, însuși MBONE pare într-un fel să stagneze și probabil niciodată nu va deveni foarte popular.

Totuși, multimedia prin rețea este încă un domeniu foarte interesant, care evoluează rapid, chiar dacă MBONE nu devine un succes uriaș. Zilnic sunt anunțate noi tehnologii și aplicații. Mai mult, transmiterea multiplă și calitatea serviciului funcționează împreună, după cum se prezintă în (Striegel și Manimaran, 2002). Alt subiect fierbinte este transmisia multiplă fără fir (wireless) (Gossain et. al., 2002). Întregul domeniu al transmisiunilor multiple și orice este legat de el va rămâne, probabil, important pentru următorii ani.

7.5 REZUMAT

Atribuirea numelor în Internet folosește o schemă ierarhică, numită sistemul numelor de domenii (DNS). La nivelul superior, există bine cunoscutele domenii generice, incluzând *com* și *edu*, precum și cele aproximativ 200 domenii pentru țări. DNS este implementat ca un sistem de baze de date distribuite, cu servere în întreaga lume. DNS păstrează înregistrări cu adrese IP, centre de mesagerie și alte informații. Prin interogarea unui server DNS, un proces poate stabili corespondența dintre un nume de domeniu Internet și o adresă IP folosită pentru a comunica cu acel domeniu.

E-mail este una din cele două aplicații foarte populare din Internet. Oricine, de la copii la bunici, o poate folosi acum. Cele mai multe sisteme de poștă electronică din lume folosesc sistemul definit în RFC 2821 și 2822. Mesajele trimise în acest sistem folosesc antete de sistem ASCII pentru definirea proprietăților mesajului. Materiale cu diverse tipuri conținut pot fi transmise folosind MIME. Mesajele sunt transmise folosind SMTP, care lucrează făcând o conexiune TCP de la sistemul sursă la cel de destinație și livrând în mod direct e-mail-ul peste conexiunea TCP.

O altă aplicație foarte populară pentru Internet este World Wide Web. Web-ul este un sistem pentru legarea documentelor "hipertext". Inițial, fiecare document era o pagină scrisă în HTML, cu posibile hiper-legături la alte documente. Azi, XML câștigă teren în fața HTML. De asemenea, un mare volum de informație este generat dinamic, folosind script-uri executate de server (eng.:server-side scripts) (PHP, JSP și ASP), precum și script-uri executate de client (eng.: client-side scripts) (de remarcat aici Javascript). Un program de navigare poate afișa documentul stabilind o conexiune TCP cu serverul său, cerând documentul și apoi închizând conexiunea. Aceste mesaje de cerere conțin o mulțime de antete pentru asigurarea informației suplimentare. Folosirea memoriei ascunse,

replicarea și rețelele de livrare a conținutului sunt folosite pe scară largă pentru a îmbunătăți performanțele Web-ului.

Web-ul fără fir este de-abia la început. Primele sisteme sunt WAP și i-mode, fiecare cu ecrane mici și lungime de bandă limitate, dar cele din generația următoare vor fi mai puternice.

Multimedia este și ea o stea pe firmamentul rețelelor. Se permite ca semnalele video și audio să fie digitizate și transportate electronic pentru afișare. Audio necesită mai puțină lărgime de bandă, astfel că este mai avansat. Fluxurile audio, radio prin Internet și vocea prin IP (voice over IP) sunt acum o realitate, iar noile aplicații apar permanent. Video la cerere este un domeniu de viitor, de mare interes. În sfârșit, Mbone este un serviciu experimental, bazat pe televiziunea și radioul digital trimise peste Internet.

7.6 PROBLEME

1. Multe calculatoare ale unor firme au trei identificatori universali, unici. Care sunt ei?

2. După informațiile date în fig. 7-3, *little-sister.cs.vu.nl* se află într-o rețea de clasă A, B, sau C?

3. În fig. 7-3, nu este nici un punct după *rowboat*? De ce nu?

4. Ghiciți ce ar putea să însemne smiley-ul :-X (uneori scris ca :-#).

5. DNS folosește UDP în loc de TCP. Pachetele DNS pierdute nu pot fi recuperate automat. Cauzează acest lucru probleme, și dacă da, cum sunt ele rezolvate?

6. În plus față de problema pierderilor, pachetele UDP au o dimensiune maximă, uneori ajungând chiar la minimum 576 octeți. Ce se întâmplă când numele DNS căutat depășește această dimensiune? Poate fi trimis în două pachete?

7. Se poate ca o mașină cu un singur nume DNS să aibă mai multe adrese IP? Cum ar putea să se întâmple acest lucru?

8. Este posibil ca un calculator să aibă două nume DNS care aparțin de două domenii de nivel înalt? Dacă da, dați un exemplu plauzibil. Daca nu, explicați de ce.

9. Numărul de companii cu site Web a crescut exploziv în ultimii ani. Ca rezultat, mii de companii au fost înregistrate în domeniul *com*, ducând la o încărcare mare a serverului pentru acest domeniu. Sugerați o cale de a diminua această problemă fără a schimba schema de nume (adică fără a introduce noi domenii de nivel înalt). Este permis ca soluția să impună schimbarea codului de la client.

10. Unele sisteme de e-mail suportă în antet câmpul *Content Return:*. El specifică dacă corpul mesajului trebuie să fie returnat în cazul imposibilității livrării. Acest câmp aparține plicului sau conținutului?

11. Sistemele de poștă electronică au nevoie de registre pentru a putea căuta adresele de e-mail. Pentru a construi asemenea registre, numele ar trebui să fie separate în componentele standard (de exemplu nume, prenume) pentru a putea fi făcute căutări. Discutați unele dintre problemele ce trebuie rezolvate pentru acceptarea universală a unui astfel de standard.

12. Adresa de e-mail a unei persoane este numele său de utilizator @ numele DNS cu o înregistrare MX. Numele de utilizator pot fi prenume, nume, inițiale, tot felul de alte nume. Să presupunem că o firmă mare a decis că se pierdea prea mult e-mail din cauză că lumea nu cunoștea numele de utilizator al destinatarului. Există vreo modalitate pentru ca ei să rezolve această problemă fără schimbarea DNS-ului? Dacă da, dați o propunere și explicați cum funcționează. Dacă nu, explicați de ce este imposibil.

13. Un fișier binar are lungimea de 3072 de biți. Cât de lung va fi dacă îl codificăm folosind base64, cu perechea CR+LF inserată după fiecare 80 de octeți transmiși și la sfârșit?

14. Considerați schema de codificare MIME afișabilă-marcată. Menționați o problemă nediscutată în text și propuneți o soluție.

15. Dați cinci tipuri MIME care nu sunt listate în text. Puteți să verificați browser-ul dvs. sau să căutați pe Internet.

16. Să presupunem că vreți să trimiteți un fișier MP3 la un prieten, dar ISP-ul prietenului limitează dimensiunea unui mesaj la 1 MB iar fișierul MP3 are 4 MB. Există vreo modalitate de a rezolva problema aceasta folosind RFC 822 și MIME?

17. Să presupunem că cineva instalează un demon de vacanță (vacation daemon) și apoi trimite un mesaj chiar înainte de a ieși din sistem. Din păcate, destinatarul este în vacanță de o săptămână și are de asemenea instalat un demon de vacanță. Ce se întâmplă în continuare? Replicile vor fi trimise dintr-o parte în alta până când se va întoarce cineva?

18. În orice standard, ca de exemplu RFC 822, este necesară o gramatică precisă a ceea ce este permis astfel încât implementări diferite să poată conlucreze. Chiar și unitățile simple trebuie să fie definite cu atenție. Antetele SMTP permit existența spațiului între simboluri. Dați *două* definiri plauzibile ale spațiului dintre simboluri.

19. Demonul de vacanță este parte a agentului utilizator sau a agentului de transfer? Desigur, este instalat folosind agentul utilizator, dar cel care trimite replicile este chiar agentul utilizator? Explicați răspunsul.

20. POP3 permite utilizatorilor să aducă mesajele de e-mail dintr-o cutie poștală de la distanță. Aceasta înseamnă că formatul intern al cutiilor poștale trebuie să fie standard pentru ca orice program POP3 de la client să poată să citească cutia poștală de pe orice server de poștă electronică? Discutați răspunsul.

21. Din punctul de vedere al unui ISP, POP3 și IMAP diferă într-o măsură importantă. Utilizatorii POP3 își golesc în general cutiile poștale zilnic. Utilizatorii IMAP își păstrează mesajele pe server un timp nedefinit. Imaginați-vă că vi se cere să sfătuiți un ISP ce protocol ar trebui să suporte. Ce argumente ați aduce?

22. Poșta pe Web(Webmail) folosește POP3, IMAP sau nici unul? Dacă folosește unul din ele, de ce a fost ales acela? Dacă nici unul, care este mai aproape de idee?

23. Când sunt transmise, paginile de Web sunt prefixate de antete MIME. De ce?

24. Când sunt necesare programe de vizualizare externe? Cum știe un program de navigare pe care să-l folosească?

25. Este posibil ca atunci când un utilizator urmează pe o hiper-legătură în Netscape, să fie pornit un anumit program, iar urmând aceeași hiper-legătură în Internet Explorer să fie pornit un program complet diferit, chiar dacă tipul MIME întors în ambele cazuri este identic? Explicați răspunsul.

26. Un server Web cu mai multe fire de execuție este organizat ca în fig. 7-21. Durează 500 μsec să accepte o cerere și să verifice memoria ascunsă. Jumătate din timp, fișierul este găsit în memoria ascunsă și este întors imediat. Cealaltă jumătate, modulul trebuie să se blocheze 9 ms până când cererea la disc este adăugată în coadă și procesată. Câte module ar trebui să aibă serverul pentru a ține procesorul ocupat tot timpul (presupunând că discul nu reprezintă o gâtuire (bottleneck))?

27. URL-ul standard *http* presupune că serverul de Web ascultă pe portul 80. Totuși, e posibil ca un server de Web să asculte pe alt port. Născociți o sintaxă rezonabilă pentru URL pentru accesarea unui fișier pe un port nestandard.

28. Cu toate că nu a fost menționată în text, o formă alternativă pentru un URL este folosirea adresei IP în loc de numele său DNS. Un exemplu de folosirea a adresei IP este *http://192.31.231.66/index.html*. Cum știe programul navigator dacă numele ce urmează schema este un nume DNS sau o adresă IP?

29. Imaginați-vă că cineva de la Departamentul CS din Stanford a scris un nou program pe care vrea să-l distribuie prin FTP. El pune programul în catalogul */ftp/pub/freebies/newprog.c*. Care este URL-ul probabil pentru acest program?

30. În fig. 7-25, *www.aportal.com* ține evidența preferințelor utilizatorilor într-un cookie. Un dezavantaj al acestei scheme este că cookie-urile sunt limitate la 4KB și dacă preferințele sunt extinse, de exemplu la multe valori ale acțiunilor, echipe sportive, tipuri de știri, vremea în multe orașe, ofertele din diverse categorii de produse și altele, limita de 4KB ar putea fi insuficientă. Proiectați o alternativă pentru păstrarea preferințelor utilizatorului pentru a nu avea această problemă.

31. Banca Sloth (Trândăvie) dorește să facă operațiile bancare mai simple pentru utilizatorii mai leneși, astfel încât după ce un utilizator se autentifică, banca îi returnează identificatorul de client într-un cookie. Ce părere aveți de această idee? Va funcționa? Este o idee buna?

32. În fig. 7-26, în marcajul <IMG> apare parametrul *ALT*. În ce condiții este folosit de programul de navigare și cum?

33. Realizați o imagine selectabilă în HTML? Dați un exemplu.

34. Arătați cum marcajul <a> poate fi folosit pentru a face șirul „ACM” un hiper-legături către *http://www.acm.org*.

35. Proiectați un formular pentru o nouă companie, InterBurger, care permite comanda hamburgerilor prin Internet. Formularul trebuie să conțină numele clientului, adresa, orașul, ca și o opțiune asupra dimensiunii (ori gigant, ori imens) și o opțiune pentru brânză. Burger-ii urmează a fi plătiți la livrare cu bani gheață, așa că nu este necesară nici o informație despre cartea de credit.

36. Proiectați un formular care cere utilizatorului să tasteze două numere. Când utilizatorul apasă pe butonul de trimitere, serverul întoarce suma lor. Scrieți partea care rulează la server ca un script PHP.

37. Pentru fiecare din aplicațiile următoare, spuneți (1) dacă este posibil și (2) dacă este mai bine să se folosească un script PHP sau JavaScript și de ce.
(a) Afișarea unui calendar pentru orice lună începând cu septembrie 1752.
(b) Afișarea unui program al zborurilor de la Amsterdam la New York.
(c) Graficul unui polinom cu coeficienții dați de utilizator.

38. Scrieți un program JavaScript care acceptă un întreg mai mare ca 2 și spune dacă este, sau nu, un număr prim. Notați că JavaScript are instrucțiunile if și while cu aceeași sintaxă ca în C sau Java. Operatorul modul este %. Dacă aveți nevoie de rădăcina pătrată a lui x, folosiți *Math.sqrt(x)*.

39. O pagină HTML este de forma:

```
<html> <body>
<a href="www.info-source.com/welcome.html"> Apăsați aici pentru informații </a>
</body> </html>
```

Dacă utilizatorul apasă pe hiper-legătură, este deschisă o conexiune TCP și este trimisă o serie de linii la server. Scrieți toate liniile trimise.

40. Antetul *If-Modified-Since* poate fi folosit pentru a vedea dacă o pagină din memoria ascunsă este încă validă. Cererile pot fi pentru pagini conținând imagini, sunete, video etc., precum și HTML. Credeți că eficacitatea acestei tehnici este mai bună sau mai rea pentru imagini JPEG în comparație cu HTML? Gândiți bine la ceea ce „eficacitate” înseamnă și explicați răspunsul vostru.

41. În ziua unui mare eveniment sportiv, cum ar fi un campionat sportiv, multă lume se duce pe situl Web oficial. Este aceasta o aglomerare bruscă în același sens cu cel al alegerilor din Florida, în 2000? De ce sau de ce nu?

42. Are sens ca un singur ISP să aibă rolul de CDN? Dacă da, cum ar funcționa? Dacă nu, care este greșit în legătură cu această idee?

43. În ce condiții folosirea unui CDN este o idee proastă?

44. Terminalele pentru Web-ul fără fir(Wirelss Web) au o lățime de bandă mică, ceea ce face importantă o codificare eficientă. Proiectați o schemă de transmitere eficientă a textului în engleză pe o legătură fără fir către un dispozitiv WAP. Puteți presupune că terminalul are câțiva mega-

octeți de memorie ROM și un procesor moderat de puternic. *Indiciu*: gândiți-vă cum transmiteți ceva în japoneză, unde fiecare simbol este un cuvânt.

45. Un CD memorează 650 MB de date. Este folosită compresia pentru CD-uri audio? Explicați raționamentul.

46. În fig. 7-57(c) zgomotul de cuantificare apare datorită folosirii de eșantioane pe 4 biți pentru a reprezenta nouă valori de semnale. Primul eșantion, la 0, este exact, dar câteva dintre următoarele nu. Care este procentul de eroare la 1/32, 2/32 și 3/32 din perioadă?

47. Ar putea fi folosit modelul psiho-acustic pentru reducerea lărgimii de bandă necesare pentru telefonia Internet? Dacă da, ce condiții, dacă există, ar trebui să fie îndeplinite pentru ca el să funcționeze? Dacă nu, de ce nu?

48. Un server de flux audio are o distanță pe sens de 50 ms cu un dispozitiv de redare (media plsyer). El emite la 1 Mbps. Dacă media player-ul are o memorie tampon de 1 MB, ce puteți spune despre poziția minimă și cea maximă?

49. Algoritmul de întrețesere din fig. 7-60 are avantajul de a fi capabil să supraviețuiască unei pierderi ocazionale a unui pachet fără a introduce o pauză în redarea sunetului (playback). Totuși, când este folosit pentru telefonia Internet, el are și un mic dezavantaj. Care este el?

50. Transmisia de voce-peste-IP are aceleași probleme cu zidurile de protecție (firewalls) ca și transmiterea fluxurilor audio? Discutați răspunsul vostru.

51. Care este rata de biți pentru transmiterea necomprimată a culorii la 800 x 600 cu 8 biți/pixel la 40 cadre/sec?

52. Poate o eroare de 1-bit într-un cadru MPEG să afecteze mai mult decât cadrul în care a apărut eroarea? Explicați răspunsul vostru.

53. Să considerăm exemplul video-serverului cu 100.000 de clienți, unde fiecare client vizionează două filme pe lună. Jumătate din filme se transmit la 8 seara. Câte filme trebuie să transmită serverul simultan în acest interval de timp? Dacă fiecare film necesită 4 Mbps, câte conexiuni OC-12 necesită serverul pentru rețea?

54. Să presupunem că legea lui Zipf este îndeplinită pentru accese la un server video cu 10.000 de filme. Dacă serverul memorează cele mai populare 1000 de filme pe disc magnetic, iar restul de 9000 pe disc optic, dați o expresie pentru fracția tuturor referințelor care se vor face la discul magnetic. Scrieți un mic program pentru evaluarea acestei expresii numerice.

55. Unii cyber-băgăcioși și-au înregistrat nume de domenii care sunt ortografieri greșite ale siturilor companiilor cunoscute, ca de exemplu, *www.microsfot.com*. Faceți o listă de cel puțin cinci asemenea domenii.

56. Numeroase persoane au înregistrat nume de domenii DNS de genul *www.cuvânt.com*, unde *cuvânt* este un cuvânt obișnuit. Pentru fiecare din categoriile următore, enumerați cinci situri Web și spuneți pe scurt despre ce este vorba (de exemplu, *www.stomach.com* este un gastroenteorologist din LongIsland). Iată lista de categorii: animale, mâncare, obiecte de gos-

podărie, părți ale corpului. Pentru ultima categorie, vă rog rămâneți la părțile corpului de deasupra taliei.

57. Proiectați emoji-uri proprii folosind o hartă de biți 12 x 12. Includeți prietenul, prietena, profesorul și politicianul.

58. Scrieți un server POP3 care acceptă următoarele comenzi: *USER, PASS, LIST, RETR, DELE* și *QUIT*.

59. Rescrieți serverul din fig. 6-6 ca un server Web adevărat, folosind comanda GET de la HTTP 1.1. Ar trebui să accepte și mesajul *Host*. Serverul trebuie să mențină o memorie ascunsă cu fișierele recent aduse de pe disc și să servească cererile din această memorie atunci când este posibil.

8

SECURITATEA REȚELELOR

În primele decenii ale existenței lor, rețelele de calculatoare au fost folosite de cercetătorii din universități pentru trimiterea poștei electronice și de către funcționarii corporațiilor pentru a partaja imprimantele. În aceste condiții, problema securității nu atrăgea prea mult atenția. Dar acum, când milioane de cetățeni obișnuiți folosesc rețelele pentru operațiuni bancare, cumpărături și plata taxelor, securitatea rețelei apare la orizont ca o mare problemă potențială. În acest capitol, vom studia securitatea rețelei din mai multe unghiuri, evidențiind numeroase pericole și discutând mulți algoritmi și protocoale destinate a face rețelele mai sigure.

Securitatea este un subiect vast și acoperă o multitudine de imperfecțiuni. În forma sa cea mai simplă, ea asigură că persoane curioase nu pot citi sau, și mai rău, modifica mesajele adresate altor destinatari. Ea se ocupă de cei care încearcă să apeleze servicii la distanță, deși nu sunt autorizați să le folosească. De asemenea, securitatea implică verificarea dacă un mesaj, ce pretinde că vine de la IRS și spune: „Plătește până vineri”, provine într-adevăr de la IRS și nu de la Mafie. Securitatea se ocupă de problemele legate de capturarea și falsificarea mesajelor autorizate și de cei ce încearcă să nege faptul că au trimis anumite mesaje.

Majoritatea problemelor de securitate sunt cauzate intenționat de persoane răuvoitoare care încearcă să obțină anumite beneficii, să atragă atenția, sau să provoace rău cuiva. Câțiva dintre cei care comit în mod obișnuit astfel de fapte sunt menționați în fig. 8-1. Din această listă trebuie să rezulte clar că realizarea unei rețele sigure implică ceva mai mult decât păstrarea ei fără erori de programare. Aceasta implică surclasarea unor adversari adeseori inteligenți, dedicați și uneori bine dotați material. Trebuie de asemenea să fie clar că măsurile care pot contracara inamici accidentali vor avea un impact redus asupra unor adversari serioși. Arhivele poliției arată că cele mai multe atacuri nu au fost săvârșite de străini prin ascultarea unor linii telefonice, ci de către angajați ranchiunoși. În consecință, sistemele de securitate ar trebui proiectate ținând seama de acest fapt.

Adversar	Scop
Student	Pentru a se distra furând poșta electronică a celorlalți
Spărgător	Pentru a testa securitatea sistemului cuiva; pentru a fura date
Responsabil de vânzări	Pentru a pretinde că reprezintă toată Europa, nu numai Andorra
Om de afaceri	Pentru a descoperi planul strategic de marketing al competitorului
Fost funcționar	Pentru a se răzbuna că a fost concediat
Contabil	Pentru a sustrage bani de la o companie
Agent de vânzări	Pentru a nega o promisiune făcută clientului prin poștă electronică
Șarlatan	Pentru a fura numere de cărți de credit și a le vinde
Spion	Pentru a afla puterea militară a inamicului sau secrete industriale
Terorist	Pentru a fura secrete legate de conflicte armate

Fig. 8-1. Câteva persoane ce generează probleme de securitate și motivele acestora.

Problemele securității rețelei pot fi împărțite, în mare, în patru domenii strâns interconectate: confidențialitate, autentificare, nerepudiere și controlul integrității. Păstrarea secretului, denumită de asemenea și confidențialitate, se referă la păstrarea informației departe de utilizatorii neautorizați. Aceasta este ceea ce vine în mintea oamenilor atunci când se gândesc la securitatea rețelei. Autentificarea reprezintă determinarea identității persoanei cu care vorbești înainte de a dezvălui informații importante sau de a intra într-o afacere. Nerepudierea implică semnături: cum să dovedești că un client a făcut într-adevăr o comandă pentru zece milioane de nimicuri de 89 de cenți fiecare, dacă, mai târziu, el pretinde că prețul era de 69 de cenți? Sau poate susține că nu a făcut nici o comandă. În fine, cum poți fi sigur că un mesaj pe care l-ai primit a fost cel trimis cu adevărat și nu unul pe care un adversar răutăcios l-a modificat în tranzit sau l-a măsluit?

Toate aceste aspecte (confidențialitate, autentificare, nerepudiere și controlul integrității) apar și în sistemele tradiționale, dar cu câteva diferențe semnificative. Integritatea și confidențialitatea sunt realizate prin folosirea poștei înregistrate și prin sigilarea documentelor. Jefuirea trenului ce duce poșta este mai greu de realizat decât era în zilele lui Jesse James.

De asemenea, oamenii pot de obicei să spună ce diferență este între un document original și o fotocopie și adeseori numai primul are valoare pentru ei. Ca test, faceți o fotocopie a unui cec valid. Încercați luni să încasați de la bancă banii pe cecul original. Apoi încercați marți să încasați banii pe fotocopie. Observați diferența din comportamentul băncii. Cu cecuri electronice, originalul și copia nu sunt distinctibile. Va trece ceva vreme până când băncile vor ști cum să trateze astfel de situații.

Oamenii autentifică alți oameni prin recunoașterea fețelor, vocilor și scrisului lor. Dovada semnării se face prin semnături pe scrisori cu antet, sigilii etc. Falsificarea poate fi de obicei detectată prin scris, hârtie și experți în grafologie. Nici una din aceste opțiuni nu este disponibilă electronic. Evident, sunt necesare alte soluții.

Înainte de a intra în prezentarea acestor soluții, merită să consumăm câteva minute pentru a stabili unde anume în stiva de protocoale se situează securitatea rețelei. Probabil că nu există un singur loc. Fiecare nivel poate contribui cu ceva. La nivelul fizic, ascultarea firelor poate fi zădărnicită prin încapsularea liniilor de transmisie în tuburi sigilate conținând gaz de argon la presiuni înalte. Orice încercare de a perfora tubul va duce la pierderi de gaz, reducând presiunea și trăgând alarma. Câteva sisteme militare folosesc această tehnică.

La nivelul legătură de date, pachetele transmise pe o linie punct-la-punct pot fi codificate când părăsesc una dintre mașini și decodificate când intră în cealaltă. Toate detaliile pot fi manipulate la nivelul legătură de date, fără ca nivelurile mai înalte să aibă cunoștință de ceea ce se petrece. Aceas-

tă soluție eșuează, totuși, atunci când pachetele trebuie să traverseze mai multe rutere, deoarece pachetele trebuie decriptate în fiecare ruter, făcându-le astfel vulnerabile la atacurile din interiorul ruterelor. De asemenea, ea nu permite ca anumite sesiuni să fie protejate (de exemplu, acelea ce implică cumpărăturile on-line folosind cărți de credit), iar altele nu. Cu toate acestea, **criptarea legăturii** (eng.: link encryption), cum este numită această metodă, poate fi adăugată cu ușurință la orice rețea și este adeseori utilă.

La nivelul rețea, pot fi instalate ziduri de protecție pentru a păstra pachetele în interior sau pentru a păstra pachetele în afara acestuia. Securitatea IP funcționează de asemenea la acest nivel.

La nivelul transport, pot fi criptate conexiuni întregi, de la un capăt la celălalt, adică de la un proces la celălalt. Pentru o securitate maximă, este necesară securitatea capăt-la-capăt (eng.: end-to-end security).

În sfârșit, problemele cum sunt autentificarea utilizatorilor și nerepudierea nu pot fi tratate decât la nivelul aplicație.

Din moment ce securitatea nu se potrivește perfect cu nici un nivel, nu se potrivește în nici un capitol al acestei cărți. Din acest motiv, ea are propriul capitol.

Chiar dacă acest capitol este lung, tehnic și esențial, el este cvasi-irelevant pentru moment. Este bine știut faptul că cele mai multe probleme de securitate la bănci, de exemplu, se datorează angajaților incompetenți, procedurilor de securitate slabe, sau fraudelor interne mai degrabă decât unor criminali inteligenți care ascultă liniile telefonice și apoi decodează mesajele criptate. Dacă o persoană poate intra într-o filieră oarecare a unei bănci cu o hârtie ATM pe care a găsit-o pe stradă susținând că a uitat numărul de PIN și poate primi unul nou pe loc (în numele unor bune relații cu clienții), atunci toată criptografia din lume nu va preveni abuzurile. În această privință, cartea lui Roy Anderson vă ajută să „deschideți ochii", deoarece documentează sute de exemple de eșecuri ale securității în numeroase industrii, aproape toate dintre ele datorându-se unor (ceea ce s-ar putea numi politicos) practici neglijente de afaceri sau lipsei de grijă pentru securitate (Anderson, 2001). Cu toate acestea, noi suntem optimiști că odată cu extinderea comerțului electronic (eng.: e-commerce), companiile își vor îmbunătăți procedurile operaționale, eliminând această fisură și aducând din nou aspectele de securitate în centrul atenției.

Exceptând securitatea de la nivelul fizic, aproape toată securitatea se bazează pe principii criptografice. Din acest motiv, vom începe studiul nostru asupra securității prin examinarea detaliată a criptografiei. În secțiunea 8.1, vom studia câteva dintre principiile de bază. Între secțiunile 8-2 și 8-5 vom examina câțiva dintre algoritmii și structurile de date fundamentale folosite în criptografie. Apoi vom examina în detaliu cum pot fi folosite aceste concepte pentru a obține securitatea în rețele. Vom concluziona cu câteva scurte gânduri despre tehnologie și societate.

Înainte de a începe, se impune o ultimă observație: ce nu este acoperit. Am încercat să ne concentrăm asupra problemelor din rețea, mai degrabă decât asupra problemelor de sisteme de operare sau aplicații, chiar dacă este deseori greu de tras o linie de demarcație. De exemplu, nu am spus nimic despre autentificarea utilizatorilor folosind biometria, securitatea parolelor, atacurile prin inundarea tampoanelor de memorie (eng. : buffer overflow), cai Troieni, falsificarea login-ului, bombe logice, viruși, viermi și altele. Toate aceste subiecte sunt acoperite în detaliu în Cap. 9 din *Sisteme de operare moderne* (Tanenbaum, 2001). Cititorul interesat de aspectele securității sistemelor este îndrumat către această carte. Acum haideți să începem călătoria noastră.

8.1 CRIPTOGRAFIA

Criptografie provine din cuvintele grecești pentru „scriere secretă". Criptografia are o istorie lungă și pitorească ce datează cu mii de ani în urmă. În această secțiune, vom schița doar câteva dintre aspecte, ca informații de bază pentru ceea ce urmează. Pentru o istorie completă este recomandată cartea lui Kahn (1995). Pentru o tratare detaliată a situației actuale în securitate și algoritmi, protocoale și aplicații criptografice, a se vedea (Kaufman et. al 2002). Pentru o abordare mai matematizată, a se vedea (Stinson, 2002). Pentru o abordare mai puțin matematică, a se vedea (Burnett și Paine, 2001).

Profesioniștii fac o distincție între cifruri și coduri. Un **cifru** este o transformare caracter-cu-caracter sau bit-cu-bit a mesajului, fără a ține cont de structura lingvistică a acestuia. Prin contrast, un **cod** înlocuiește un cuvânt cu un alt cuvânt sau cu un simbol. Codurile nu mai sunt folosite, deși au avut o istorie glorioasă. Cel mai reușit cod inventat vreodată a fost folosit de forțele armate ale S.U.A. în timpul celui de-al doilea război mondial în Pacific. Pur și simplu au pus indieni Navajo să vorbească între ei folosind cuvinte specifice dialectului Navajo pentru termenii militari, de exemplu *chay-da-gahi-nail-tsaidi* (literal: ucigaș de broaște țestoase) pentru armele anti-tanc. Limbajul Navajo este foarte tonal, extrem de complex și nu are o formă scrisă. Și nimeni din Japonia nu știa nimic despre el.

În septembrie 1945, *San Diego Union* descria codul spunând: „Pentru trei ani, oriunde acostau trupele Marine, Japonezii auzeau o mână de zgomote bolborosite răspândite printre alte sunete care semănau cu strigătul unui călugăr Tibetan și cu sunetul golirii unei sticle cu apă fierbinte. Japonezii nu au spart niciodată codul și mulți vorbitori de cod Navajo au fost răsplătiți cu onoruri militare înalte pentru servicii și curaj extraordinare. Faptul că S.U.A. a spart codul japonez, dar că japonezii nu au reușit niciodată să spargă codul Navajo a jucat un rol crucial în victoriile americane din Pacific.

8.1.1 Introducere în criptografie

Din punct de vedere istoric, patru grupuri de oameni au contribuit și au folosit arta criptografiei: armata, corpurile diplomatice, cei ce au ținut jurnale și îndrăgostiții. Dintre acestea, armata a avut rolul cel mai important și a dat contur domeniului de-a lungul secolelor. În interiorul organizațiilor militare, mesajele ce trebuiau criptate erau de obicei date pentru criptare și transmitere unor funcționari codori de nivel scăzut, prost plătiți. Volumul de mesaje nu permitea ca această muncă să fie făcută doar de câțiva specialiști de elită.

Până la apariția calculatoarelor, una din marile constrângeri ale criptografiei a fost capacitatea funcționarilor codori de a realiza transformările necesare, adeseori pe câmpul de luptă, cu echipament redus. O constrângere suplimentară a fost dificultatea de comutare rapidă de la o metodă criptografică la alta, deoarece aceasta implica reantrenarea unui număr mare de oameni. Totuși, pericolul ca un funcționar codor să fie capturat de către inamic a făcut să devină esențială posibilitatea de a schimba metoda criptografică instantaneu, în caz de necesitate. Aceste cerințe antagoniste au dat naștere modelului din fig. 8-2.

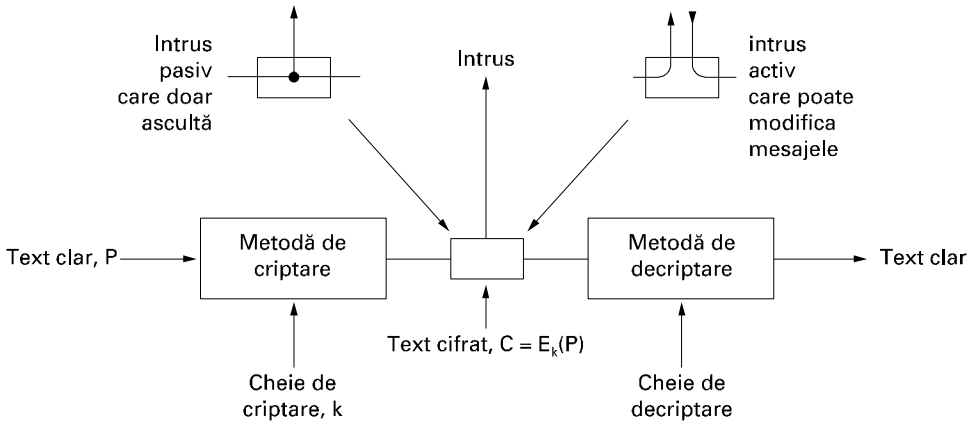


Fig. 8-2. Modelul de criptare (pentru un cifru cu chei simetrice).

Mesajele ce trebuie criptate, cunoscute sub numele de **text clar** (eng.: plain text), sunt transformate printr-o funcție parametrizată de o **cheie** (eng.: *key*). Rezultatul procesului de criptare, cunoscut sub numele de **text cifrat** (eng.: ciphertext), este apoi transmis, adeseori prin curier sau radio. Presupunem că inamicul, sau **intrusul**, ascultă și copiază cu acuratețe tot textul cifrat. Totuși, spre deosebire de destinatarul la care trebuie să ajungă, el nu știe care este cheia de decriptare și astfel nu poate decripta prea ușor textul cifrat. Uneori intrusul poate nu numai să asculte canalul de comunicație (intrus pasiv), ci și să înregistreze mesajele și să le retransmită mai târziu, să injecteze propriile sale mesaje sau să modifice mesajele legitime înainte ca ele să fi fost preluate de receptor (intrus activ). Arta de a sparge cifruri se numește **criptanaliză** (eng.: cryptanalysis). Arta de a sparge cifruri, denumită **criptanaliză** și arta de a le inventa (criptografia) sunt cunoscute împreună sub numele de **criptologie** (eng.: cryptology).

Adesea va fi util să avem o notație pentru a pune în relație textul clar, textul cifrat și cheile. Vom folosi $C=E_K(P)$ pentru a simboliza faptul că prin criptarea textului clar P, folosind cheia K, rezultă textul cifrat C. Similar, $P=D_K(C)$ reprezintă decriptarea lui C pentru a obține din nou textul clar. Rezultă că:

$$D_K(E_K(P))=P$$

Această notație sugerează că E și D sunt doar niște funcții matematice, ceea ce sunt de altfel. Singura parte mai delicată este aceea că ambele sunt funcții cu doi parametrii iar noi am scris unul dintre parametri (cheia) ca indice, nu ca argument, pentru a face distincție între ea și mesaj.

O regulă fundamentală a criptografiei este aceea că trebuie presupusă cunoașterea de către orice criptanalist a metodelor utilizate pentru criptare și decriptare. Cu alte cuvinte, criptanalistul știe cum lucrează în detaliu metoda de criptare E și de decriptare D din fig. 8-2. Cantitatea de efort necesară pentru a inventa, testa și instala o metodă nouă, ori de câte ori vechea metodă este compromisă (sau este presupus a fi compromisă), a făcut întotdeauna nepractică păstrarea secretă a algoritmului de criptare. A crede că este secretă atunci când nu este face mai mult rău decât bine.

Aici intră în scenă cheia. Cheia constă dintr-un șir (relativ) scurt care selectează una dintre mai multe criptări posibile. În contrast cu metoda generală, care poate fi schimbată doar o dată la câțiva ani, cheia poate fi schimbată oricât de des este nevoie. Astfel modelul nostru de bază este stabil și metoda generală, cunoscută de toată lumea, este parametrizată cu o cheie secretă și ușor de schim-

bat. Ideea că algoritmii sunt cunoscuți de criptanalist și că secretul constă exclusiv în cheie se numește **principiul lui Kerckhoff**¸ denumit astfel după criptograful militar flamand Auguste Kerckhoff care l-a enunțat prima oară în 1883 (Kerckhoff, 1883). Astfel că avem:

Principiul lui Kerckhoff: Toți algoritmii trebuie să fie publici; numai cheile sunt secrete.

Caracterul nesecret al algoritmului nu poate fi subliniat suficient. Încercarea de a ține secret algoritmul, cunoscută în domeniu ca **securitate prin obscuritate**, nu funcționează niciodată. De asemenea, prin publicarea algoritmului, criptograful primește consultanță gratuită de la un număr mare de criptologi din mediul academic, nerăbdători să spargă sistemul pentru a putea publica articole care să demonstreze cât de inteligenți sunt ei. Dacă mulți experți au încercat să spargă algoritmul timp de 5 ani după publicarea lui și nici unul nu a reușit, probabil că algoritmul este destul de solid.

Din moment ce adevăratul secret este cheia, lungimea sa reprezintă un aspect foarte important de proiectare. Să considerăm o simplă combinație de seif. Principiul general este că se introduc cifre în secvență. Oricine știe aceasta, dar cheia este secretă. O lungime a cheii de două cifre înseamnă că există 100 de posibilități. O lungime a cheii de trei cifre înseamnă 1000 de posibilități și o lungime a cheii de șase cifre înseamnă un milion. Cu cât cheia este mai lungă, cu atât este mai mare **volumul de muncă** (eng.: work factor) pe care trebuie să-l depună criptanalistul. Volumul de muncă pentru a sparge sistemul prin căutare exhaustivă în spațiul cheilor este exponențial în raport cu lungimea cheii. Secretul provine din a avea un algoritm puternic (dar public) și o cheie lungă. Pentru a-l împiedica pe fratele tău mai mic să-ți citească poșta electronică, sunt suficiente chei de 64 de biți. Pentru folosirea uzuală în comerț, trebuie folosiți cel puțin 128 de biți. Pentru a păstra la distanță principalele guverne, sunt necesare chei de cel puțin 256 de biți, preferabil mai mulți.

Din punctul de vedere al criptanalistului, problema criptanalizei are trei variațiuni principale. Când are la dispoziție o cantitate de text cifrat și nici un fel de text clar, el este confruntat cu **problema textului cifrat** (eng.: ciphertext only problem). Criptogramele care apar la secțiunea de enigme a ziarelor pun acest tip de problemă. Când criptanalistul are câtva text clar și textul criptat corespunzător, problema este cunoscută sub numele de **problema textului clar cunoscut** (eng.: known plaintext problem). În sfârșit, atunci când criptanalistul are abilitatea de a cripta bucăți de text clar la propria sa alegere, avem de-a face cu **problema textului clar ales** (eng.: chosen plaintext problem). Criptogramele din ziare ar putea fi sparte trivial dacă criptanalistului i s-ar permite să pună întrebări de genul: Care este criptarea pentru ABCDEFGHIJKL?

Novicii în domeniul criptografiei presupun adeseori că dacă un cifru poate rezista unui atac de tip text cifrat (eng.: ciphertext only attack), el este sigur. Această presupunere este foarte naivă. În multe cazuri criptanalistul poate ghici corect unele părți din textul clar. De exemplu, primul lucru pe care multe sisteme îl afișează atunci când sunt accesate este login: . Echipat cu câteva perechi de text clar - text criptat potrivit, sarcina criptanalistului devine mult mai ușoară. Pentru a obține securitatea, criptograful trebuie să fie prudent și să se asigure că sistemul este rezistent, chiar dacă inamicul său poate cripta cantități arbitrare de text clar ales.

Metodele de criptare au fost istoric împărțite în două categorii: cifruri cu substituție și cifruri cu transpoziție. Vom studia acum pe scurt pe fiecare dintre aceste cifruri, ca informație fundamentală pentru înțelegerea criptografiei moderne.

8.1.2 Cifrurile cu substituție

Într-un **cifru cu substituție** fiecare literă sau grup de litere este înlocuit pentru a-l deghiza, cu altă literă sau grup de litere. Unul dintre cele mai vechi cifruri cunoscute este **Cifrul lui Caesar**, atribuit lui Julius Caesar. În această metodă, *a* devine *D*, *b* devine *E*, *c* devine *F*, ..., *z* devine *C*. De exemplu, cuvântul *attack* devine *DWWDFN*. În exemple textul clar va fi scris cu litere mici, iar textul cifrat va fi scris cu majuscule.

O ușoară generalizare a cifrului lui Caesar permite alfabetului textului cifrat să fie deplasat cu *k* litere, în loc de a fi deplasat întotdeauna cu 3. În acest caz, *k* devine o cheie pentru metoda generală a alfabetelor deplasate circular. Cifrul Caesar este posibil să îl fi păcălit pe Pompei, dar de atunci el nu mai păcălește pe nimeni.

Următoarea îmbunătățire este de a stabili o corespondență pentru fiecare simbol din textul clar, pentru simplitate să spunem cele 26 de litere, cu o altă literă. De exemplu:

textul clar:	a	b	c	d	e	f	g	h	i	j	k	l	m	n	o	p	q	r	s	y	u	v	w	x	y	z
textul cifrat:	Q	W	E	R	T	Y	U	I	O	P	A	S	D	F	G	H	J	K	L	Z	X	C	V	B	N	M

Sistemul general de substituire simbol-cu-simbol este denumit **substituție monoalfabetică** (eng.: monoalphabetic substitution), cheia fiind șirul de 26 de litere corespunzând întregului alfabet. Pentru cheia anterioară, textul clar *attack* va fi transformat în texul cifrat *QZZQEA*.

La prima vedere, acesta ar putea fi considerat un sistem sigur deoarece, deși criptanalistul cunoaște sistemul general (substituție literă cu literă), el nu cunoaște care dintre cele 26! $\approx 4 \times 10^{26}$ chei posibile este folosită. Spre deosebire de cifrul lui Caesar, încercarea tuturor cheilor nu este o abordare prea promițătoare. Chiar și la 1 ns per soluție, unui calculator i-ar trebui 10^{10} ani pentru a încerca toate cheile.

Totuși, fiind dată o cantitate surprinzător de mică de text cifrat, cifrul poate fi spart cu ușurință. Atacurile de bază folosesc ca informație proprietățile statistice ale limbajelor naturale. În engleză, de exemplu, *e* este cea mai frecvent folosită literă, urmată de *t*, *o*, *a*, *n*, *i* etc. Cele mai comune combinații de două litere, sau **digrame** (eng.: *digrams*), sunt *th*, *in*, *er*, *re* și *an*. Cele mai comune combinații de trei litere, sau **trigrame** (eng.: *trigrams*), sunt *the*, *ing*, *and* și *ion*.

Un criptanalist care încearcă să spargă un cifru monoalfabetic va începe prin a număra frecvențele relative ale tuturor literelor din textul cifrat. După aceea el trebuie să încerce să asocieze cea mai frecventă literă cu *e*, următoarea cu *t*. Apoi el va căuta trigramele, pentru a o găsi pe cea mai frecventă cu forma *tXe*, care indică cu tărie că *X* este *h*. Similar, dacă apare frecvent șablonul *thYt*, probabil că *Y* îl înlocuiește pe *a*. Cu această informație, el poate căuta aparițiile frecvente ale trigramelor de forma *aZW*, care sunt cel mai probabil, *and*. Prin astfel de presupuneri făcute asupra celor mai comune litere, digrame, trigrame și cu ceva cunoștințe despre șabloanele asemănătoare de vocale și consoane, criptanalistul construiește literă cu literă o variantă de text clar.

O altă abordare este aceea de a ghici un cuvânt sau o expresie probabilă. De exemplu, considerați următorul text cifrat provenind de la o firmă de contabilitate (împărțit în blocuri de câte cinci caractere):

CTBMN	BYCTC	BTJDS	QXBNS	GSTJC	BTSWX	CTQTZ	CQVUI
QJSGS	TJQZZ	MNQJS	VLNSZ	VSZJU	JDSTS	JQUUS	JUBXJ
DSKSU	JSNTK	BGAQJ	ZBGYQ	TLCTZ	BNYBN	QJSW	

Un cuvânt probabil într-un mesaj provenind de la o firmă de contabilitate este *financial* (rom.: financiar). Folosind propriile noastre cunoștințe, cum ar fi faptul că *financial* are o literă care se repetă (*i*), cu alte patru litere între aparițiile ei, vom căuta în textul cifrat litere repetate aflate la această distanță. Găsim 12 potriviri pe pozițiile 6, 15, 27, 31, 42, 48, 56, 66, 70, 71, 76 și 82. Totuși, doar două dintre acestea, 31 și 42 au următoarea literă (cea corespunzând lui *n* în textul clar) repetată în locul corespunzător. Din acestea două, doar 31 are un *a* corect poziționat, deci știm că *financial* începe la poziția 30. Din acest moment, deducerea cheii este simplă folosind statisticile de frecvență a literelor în textele englezești.

8.1.3 Cifrurile cu transpoziție

Cifrurile cu substituție păstrează ordinea simbolurilor din textul clar, dar le deghizează. Spre deosebire de acestea, **cifrurile cu transpoziție** (eng.: transposition ciphers) reordonează literele, dar nu le deghizează. Fig. 8-3 descrie un cifru cu transpoziție simplu, transpoziția pe coloane. Cifrul are drept cheie un cuvânt sau o expresie ce nu conține litere repetate. În acest exemplu cheia este MEGABUCK. Scopul cheii este să numeroteze coloanele, coloana 1 fiind sub litera din cheie cea mai apropiată de începutul alfabetului ș.a.m.d. Textul clar este scris orizontal, pe rânduri. Textul cifrat este citit pe coloane, începând cu coloana al cărui număr de sub literă este mai mic.

M	E	G	A	B	U	C	K
7	4	5	1	2	8	3	6
p	l	e	a	s	e	t	r
a	n	s	f	e	r	o	n
e	m	i	l	l	i	o	n
d	o	l	l	a	r	s	t
o	m	y	s	w	i	s	s
b	a	n	k	a	c	c	o
u	n	t	s	i	x	t	w
o	t	w	o	a	b	c	d

Text clar

pleasetransferonemilliondollarsto
myswissbankaccountsixtwotwo

Text cifrat

AFLLSKSOSELAWAIATOOSSCTCLNMOMANT
ESILYNTWRNNTSOWDPAEDOBUOERIRICXB

Fig. 8-3. Un cifru cu transpoziție.

Pentru a sparge un cifru cu transpoziție, criptanalistul trebuie mai întâi să fie sigur că are de-a face cu un cifru cu transpoziție. Analizând frecvența de apariție pentru *E*, *T*, *A*, *O*, *I*, *N* etc., este ușor de văzut dacă ele se încadrează în șablonul obișnuit pentru text clar. Dacă da, cifrul este sigur un cifru cu transpoziție, deoarece într-un astfel de cifru, fiecare literă este reprezentată de ea însăși, păstrând distribuția frecvențelor.

Următorul pas care trebuie făcut este să se emită o presupunere asupra numărului de coloane. În multe cazuri un cuvânt sau o expresie probabilă poate fi ghicită din contextul mesajului. De exemplu, să presupunem că un criptanalist bănuiește că expresia în text clar *milliondollars* apare pe undeva prin mesaj. Se observă că în urma împachetării acestei expresii, în textul cifrat apar digramele *MO*, *IL*, *LL*, *LA*, *IR* și *OS*. Litera *O* din textul cifrat urmează după litera *M* din același text (adică sunt vertical adiacente în coloana 4) deoarece ele sunt separate în expresia probabilă de o distanță egală cu lungimea cheii. Dacă a fost folosită o cheie de lungime 7, în locul acestora ar fi trebuit să apară digramele *MD*, *IO*, *LL*, *LL*, *IA*, *OR* și *NS*. De fapt, pentru fiecare lungime a cheii, în textul cifrat sunt produse seturi diferite de digrame. Prin urmărirea diferitelor posibilități, criptanalistul poate determina cu ușurință lungimea cheii.

Pasul care mai rămâne este ordonarea coloanelor. Când numărul de coloane, *k*, este mic, poate fi examinată fiecare dintre cele *k(k-1)* perechi de coloane pentru a vedea dacă diagrama de frecvențe se potrivește diagramei pentru textul clar în engleză. Perechea cu cea mai bună potrivire se presupune că este corect poziționată. Acum fiecare coloană ce a rămas este încercată a fi succesorul acestei perechi. Coloana pentru care frecvența digramelor și trigramelor se potrivește cel mai bine se presupune a fi corectă. Coloana precedentă este găsită în același mod. Se continuă întregul proces până când o ordine potențială este descoperită. Există șanse ca textul clar să devină recognoscibil din acest stadiu (de exemplu, dacă apare *milloin*, este clar ce erori există în el).

Anumite cifruri cu transpoziție acceptă un bloc de lungime fixă la intrare și produc un bloc de lungime fixă la ieșire. Aceste cifruri pot fi descrise complet dându-se doar o listă în care să se precizeze ordinea în care caracterele vor fi trimise la ieșire. De exemplu, cifrul din fig. 8-3 poate fi văzut ca un cifru bloc pe 64 de caractere. Ieșirea sa este 4, 12, 20, 28, 36, 44, 52, 60, 5, 13, . . . , 62. Cu alte cuvinte, cel de-al patrulea caracter de la intrare, *a*, este primul ce va fi trimis la ieșire, urmat de al doisprezecelea, *f,* ș.a.m.d.

8.1.4 Chei acoperitoare

Construirea unui cifru imposibil de spart este de fapt destul de simplă; tehnica este cunoscută de decenii. În primul rând alegeți un șir aleatoriu de biți pe post de cheie. Apoi convertiți textul clar într-un șir de biți, de exemplu folosind reprezentarea ASCII. În final, calculați XOR (SAU eXclusiv) între cele două șiruri, bit cu bit. Textul cifrat rezultat nu poate fi spart, deoarece pentru un eșantion suficient de mare de text cifrat, fiecare literă va apărea la fel de des, de asemenea și orice digramă sau trigramă. Această metodă, cunoscută sub numele de **metoda cheilor acoperitoare** (eng.: one-time pad) este imună la toate atacurile din prezent și din viitor, indiferent de puterea de calcul pe care o are la dispoziție intrusul. Motivul provine din teoria informației: pur și simplu nu există nici o informație în mesaj deoarece orice text clar posibil cu o lungime dată este la fel de probabil.

Un exemplu de folosire al cheilor acoperitoare este prezentat în fig. 8-4. Mai întâi, mesajul 1, „*I love you.*” (rom.: „Te iubesc”) este convertit în cod ASCII pe 7 biți. Apoi o cheie acoperitoare, cheia acoperitoare 1, este aleasă și combinată XOR cu mesajul pentru a obține textul cifrat. Un criptanalist ar putea să încerce toate cheile acoperitoare posibile pentru a vedea ce text clar rezultă pentru fiecare. De exemplu, cheia acoperitoare 2 din figură poate fi testată, rezultând textul în clar 2, „*Elvis lives*” (rom.: „Elvis trăiește”) care ar putea să fie sau să nu fie plauzibil (un subiect în afara domeniului acestei cărți). De fapt, pentru fiecare text clar de 11 caractere ASCII, există o cheie acoperitoare care îl generează. Asta înseamnă ceea vrem să spunem prin afirmația că nu există nici o informație în mesaj: se poate obține din el orice mesaj cu lungimea corespunzătoare.

Mesajul 1:	1001001	0100000	1101100	1101111	1110110	1100101	0100000	1111001	1101111	1110101	0101110
Cheia acoperitoare 1:	1010010	1001011	1110010	1010101	1010010	1100011	0001011	0101010	1010111	1100110	0101011
Textul cifrat:	0011011	1101011	0011110	0111010	0100100	0000110	0101011	1010011	0111000	0010011	0000101
Cheia acoperitoare 2:	1011110	0000111	1101000	1010011	1010111	0100110	1000111	0111010	1001110	1110110	1110110
Textul în clar 2:	1000101	1101100	1110110	1101001	1110011	0100000	1101100	1101001	1110110	1100101	1110011

Fig. 8-4. Folosirea unei chei acoperitoare pentru criptare și posibilitatea de a obține orice text posibil din textul cifrat prin folosirea altei chei acoperitoare.

Cheile acoperitoare sunt extraordinare în teorie, dar au numeroase dezavantaje în practică. Unul dintre ele este faptul că nu poate fi memorată cheia, astfel încât atât transmițătorul cât și receptorul trebuie să poarte cu ei o copie scrisă a acesteia. Dacă vreunul dintre ei este capturat, evident că existența cheilor scrise nu este de dorit. În plus, cantitatea totală de date care poate fi transmisă este limitată de dimensiunea cheii disponibile. Dacă spionul dă lovitura și descoperă o comoară de date, el nu va fi capabil să le transmită înapoi la cartierul general deoarece cheia a fost epuizată. O altă problemă este sensibilitatea metodei la pierderea sau inserarea de caractere. Dacă transmițătorul și receptorul pierd la un moment dat sincronizarea, toate datele de aici încolo vor apărea ca fiind eronate.

Odată cu apariția calculatoarelor, metoda cheilor acoperitoare poate deveni practică pentru anumite aplicații. Sursa unei chei poate fi un DVD special care conține câțiva gigabiți de informație și care, transportat într-o cutie de DVD pentru filme, precedați de câteva minute de imagini, nu ar fi nici măcar suspect. Desigur, la viteza rețelei de ordinul gigabiților, a trebui să introduci un nou DVD la fiecare 5 secunde poate deveni obositor. Iar DVD-urile trebuie duse personal de la transmițător la receptor înainte de transmiterea oricărui mesaj, ceea ce reduce mult valoarea lor practică.

Criptografia cuantică

Interesant este că ar putea exista o soluție la problema transmiterii cheilor acoperitoare prin rețea, și ea provine dintr-o sursă neașteptată: mecanica cuantică. Ideea este încă experimentală, dar testele inițiale sunt promițătoare. Dacă poate fi perfecționată și eficientizată, teoretic toată criptografia va fi făcută folosind chei acoperitoare dovedit fiind că acestea sunt sigure. În continuare vom explica pe scurt cum funcționează această metodă, **criptografia cuantică**. În particular, vom descrie un protocol care se numește BB84 după autorii săi și anul publicării (Bennet și Brassard, 1984).

O utilizatoare, Alice, dorește să stabilească o cheie acoperitoare cu un al doilea utilizator, Bob. Alice și Bob sunt denumiți protagoniști, caracterele principale în povestea noastră. De exemplu, Bob este un bancher cu care Alice ar dori să facă afaceri. Numele „Alice” și „Bob” au fost folosite pentru protagoniștii principali în aproape fiecare studiu și lucrare despre criptografie în ultima decadă. Criptografii iubesc tradiția. Dacă am fi folosit „Andy” și „Barbara” pentru protagoniștii principali, nimeni nu ar fi crezut nimic din acest capitol. Deci, așa să fie.

Dacă Alice și Bob ar putea stabili o cheie acoperitoare, ar putea să o folosească pentru a comunica sigur. Întrebarea este: Cum pot ei să o stabilească fără să schimbe între ei DVD-uri? Putem presupune că Alice și Bob sunt la capetele opuse ale unei fibre optice prin care ei pot trimite și primi pulsuri de lumină. Cu toate acestea, o intrusă agitată, Trudy, poate tăia fibra pentru a introduce un dispozitiv de ascultare activ. Trudy poate citi toți biții din ambele direcții. Ea poate de asemenea să trimită mesaje false în ambele direcții. Situația ar părea fără speranță pentru Alice și Bob, dar criptografia cuantică poate pune subiectul într-o nouă lumină.

Criptografia cuantică este bazată pe faptul că lumina circulă în mici pachete numite **fotoni**, care au niște proprietăți specifice. În plus, lumina poate fi polarizată prin trecerea ei printr-un filtru polarizator, un fapt bine cunoscut, atât de purtătorii de ochelari de soare cât și de fotografi. Dacă o rază de lumină (adică un flux de fotoni) trece printr-un filtru polarizator, toți fotonii care ies din el vor fi polarizați pe direcția axului filtrului (adică pe verticală). Dacă raza va fi trecută acum printr-un al doilea filtru polarizator, intensitatea luminii care iese din al doilea filtru va fi proporțională cu rădăcina cosinusului unghiului dintre cele două axe. Dacă axele sunt perpendiculare, nu va trece nici un foton. Nu contează orientarea absolută ale celor două filtre; contează doar unghiul dintre axele lor.

Pentru a genera o cheie acoperitoare, Alice are nevoie de două seturi de filtre polarizatoare. Primul set constă dintr-un filtru vertical și un filtru orizontal. Această alegere se numește **bază recti-**

liniară. O bază (la plural: baze) este doar un sistem de coordonate. Al doilea set de filtre este similar, cu excepția faptului că sunt rotite cu 45 de grade, astfel că un filtru este de la stânga jos la dreapta sus, iar celălalt filtru este de la stânga sus la dreapta jos. Această alegere se numește **bază diagonală**. Deci Alice are două baze, pe care le poate introduce în raza de lumină oricând dorește. În realitate, Alice nu are patru filtre separate, ci un cristal a cărui polarizare poate fi comutată electric cu o viteză foarte mare la oricare dintre cele patru direcții permise. Bob are același echipament ca și Alice. Faptul că Alice și Bob au fiecare câte două baze disponibile este esențial în criptografia cuantică.

Pentru fiecare bază, Alice desemnează o direcție ca 0 și cealaltă ca 1. În exemplul prezentat mai jos, vom presupune că ea alege direcția verticală ca 0 și cea orizontală ca fiind 1. Independent, ea alege de asemenea diagonala stânga-jos dreapta-sus ca 0 și stânga-sus dreapta-jos ca 1. Ea trimite aceste opțiuni lui Bob în text necriptat.

Acum Alice alege o cheie acoperitoare, bazată de exemplu pe un generator de numere aleatoare (un subiect foarte complex în sine). Ea o transferă bit cu bit lui Bob, alegând aleator una dintre cele două baze disponibile pentru fiecare bit. Pentru a trimite un bit, tunul de fotoni emite un foton polarizat corespunzător pentru baza pe care o folosește pentru bitul respectiv. De exemplu, ea ar putea să aleagă bazele diagonală, rectiliniară, rectiliniară, diagonală, rectiliniară, etc. Pentru a trimite cheia sa acoperitoare 1001110010100110 cu aceste baze, ea va trimite fotonii din fig. 8-5(a). Fiind date cheia acoperitoare și secvența bazelor, polarizarea folosită pentru fiecare bit este unic determinată. Biții trimiși câte un foton la un moment dat se numesc **qubiți.**

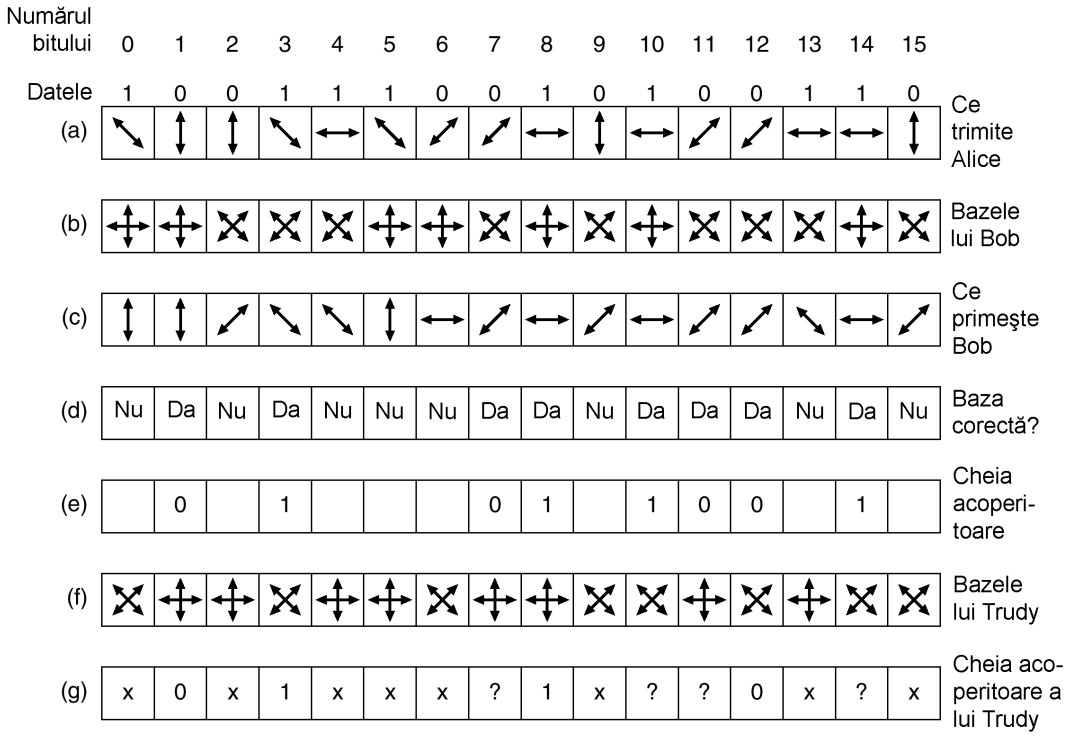


Fig. 8-5. Un exemplu de criptografie cuantică

Bob nu știe ce baze să folosească, prin urmare pentru fiecare foton sosit, alege o bază aleatoare și o folosește, după cum se poate vedea în fig. 8-5(b). Dacă alege baza corectă, el va obține bitul corect. Dacă alege baza incorectă, el obține un bit aleator deoarece dacă un foton trece printr-un filtru polarizat la 45 de grade față de polarizarea proprie, sare aleator la polarizarea filtrului sau sare cu o probabilitate egală, la o polarizare perpendiculară cu cea a filtrului. Această proprietate a fotonilor este fundamentală pentru mecanica cuantică. Prin urmare, câțiva dintre biți vor fi corecți iar câțiva vor fi aleatori, dar Bob nu știe care sunt unii și care sunt ceilalți. Rezultatele lui Bob sunt prezentate în fig. 8-5(c).

Dar cum află Bob ce baze a ghicit corect și pe care le-a greșit? Pur și simplu, el îi va spune lui Alice în text clar ce bază a folosit pentru fiecare bit, iar ea îi va spune care sunt corecte și care sunt greșite tot în clar, după cum este arătat în fig. 8-5(d). Din această informație, fiecare dintre ei poate construi un șir de biți din presupunerile corecte, după cum arată fig. 8-5(e). În medie, acest șir va fi jumătate din lungimea șirului inițial de biți, dar deoarece ambele părți îl cunosc, îl pot folosi pe post de cheie acoperitoare. Alice trebuie să trimită un șir puțin mai mare decât dublul lungimii dorite pentru ca ea și Bob să obțină o cheie acoperitoare cu lungimea dorită. Problemă rezolvată!

Dar stați un pic! Am uitat de Trudy. Să presupunem că ea este curioasă să știe ce are Alice de spus și taie fibra, inserând propriul ei detector și transmițător. Din nefericire pentru ea, nici ea nu știe ce bază să folosească pentru fiecare foton. Tot ce poate să facă este să aleagă aleatoriu o bază pentru fiecare foton, cum a făcut și Bob. Un exemplu cu alegerile ei este prezentat în fig. 8-5(f). Atunci când Bob raportează mai târziu (în text clar) ce baze a folosit și Alice îi spune (în text clar) care dintre ele sunt corecte, Trudy va ști ce a înțeles bine și ce nu a înțeles bine. În fig. 8-5 ea a nimerit bine biții 0, 1, 2, 3, 4, 6, 8, 12 și 13. Dar ea știe din replica lui Alice că doar biții 1, 3, 7, 8, 10, 11, 12 și 14 fac parte din cheia acoperitoare. Pentru patru dintre acești biți (1, 3, 8, 12) ea a ghicit corect și a capturat bitul corect . Ea nu a ghicit ceilalți patru (7, 10, 11 și 14) biți și nu cunoaște bitul transmis. Prin urmare, Bob știe că cheia acoperitoare începe cu 01011001, din fig. 8-5(e) dar tot ce are Trudy este 01?1??0?, din fig.8-5(g).

Bineînțeles că Alice și Bob sunt conștienți că Trudy ar fi putut captura o parte din cheia lor acoperitoare, astfel că ar dori să minimizeze informația deținută de Trudy. Ei pot face acest lucru prin efectuarea unei transformări asupra acestei chei. De exemplu, ei ar putea diviza cheia acoperitoare în blocuri de câte 1024 biți, ar putea ridica la pătrat fiecare bloc pentru a forma un număr de 2048 de biți și ar putea folosi concatenarea acestor numere de 2048 de biți ca cheie acoperitoare. Având cunoștințe parțiale despre șirul de biți transmis, Trudy nu are nici un mod de a genera pătratul lui și deci nu dispune de nici o informație. Transformarea din cheia acoperitoare originală într-una diferită care reduce cunoștințele lui Trudy se numește **amplificarea confidențialității**. În practică, în locul ridicării la pătrat sunt folosite transformări complexe în care fiecare bit de ieșire depinde de fiecare bit de intrare.

Biata Trudy. Nu numai că nu are nici o idee despre cheia acoperitoare, dar nici prezența ei nu este un secret. Ea trebuie să redirecteze fiecare bit recepționat de la Alice pentru Bob pentru a-l păcăli și a-l face să creadă că vorbește cu Alice. Problema este că tot ce poate ea să facă este să trimită qubitul pe care l-a recepționat, folosind polarizarea pe care a folosit-o pentru a-l recepționa și în jumătate din cazuri ea va greși, provocând multe erori în cheia acoperitoare a lui Bob.

Când în final Alice va începe să trimită datele, ea le va codifica folosind un puternic cod preventiv corector de erori. Din punctul lui Bob de vedere, o eroare de 1 bit în cheia acoperitoare este echivalentă cu o eroare de transmisie de 1 bit. În ambele cazuri, el va obține un bit eronat. Dacă există suficient cod preventiv corector de erori, el va putea recupera mesajul original în pofida tuturor erorilor, dar va putea foarte ușor să numere câte erori au fost corectate. Dacă acest număr este cu mult mai mare decât rata prevăzută de erori a echipamentului, el va ști că Trudy a interceptat linia și va

putea să acționeze în consecință (de ex., să-i spună lui Alice să comute pe un canal radio, să cheme poliția, etc.). Dacă Trudy ar dispune de o metodă de a clona un foton pentru a avea un foton pe care să-l inspecteze și un foton identic pe care să-l trimită lui Bob, ea ar putea evita detecția, dar în prezent nu este cunoscută nici o metodă de a clona perfect un foton. Dar chiar dacă Trudy ar putea clona fotoni, asta nu ar reduce valoarea criptografiei cuantice în stabilirea cheilor acoperitoare.

Deși a fost demonstrat că criptografia cuantică poate opera pe distanțe de 60 km de fibră, echipamentul este complex și scump. Totuși, ideea este promițătoare. Pentru mai multe informații despre criptografia cuantică, a se vedea (Mullins, 2002).

8.1.5 Două principii criptografice fundamentale

Deși în paginile ce urmează vom studia diferite sisteme criptografice, pentru toate acestea există două principii de bază a căror înțelegere este importantă.

Redundanța

Primul principiu este acela că toate mesajele criptate trebuie să conțină redundanță, adică informație ce nu este necesară pentru înțelegerea mesajului. Un exemplu poate clarifica de ce este nevoie de aceasta. Să considerăm o companie ce se ocupă cu comenzile prin poștă The Couch Potato (TCP), cu 60000 de produse. Crezând că vor fi foarte eficienți, programatorii de la TCP au decis că mesajele de comandă trebuie să conțină un nume de client pe 16 octeți, urmat de un câmp de date pe 3 octeți (1 octet pentru cantitate și 2 octeți pentru numărul produsului). Ultimii 3 octeți vor fi criptați folosind o cheie foarte lungă, cunoscută doar de client și de TCP.

La prima vedere sistemul pare sigur și, într-un anumit sens, chiar este, deoarece intrușii pasivi nu pot decripta mesajele. Din nefericire, există o slăbiciune fatală a acestui sistem, care îl face inutilizabil. Să presupunem că o funcționară recent concediată vrea să se răzbune pe TCP pentru că a dat-o afară. Chiar înainte de a pleca, ea ia lista clienților cu ea. Ea lucrează în timpul nopții și scrie un program care generează comenzi fictive folosind nume de clienți reali. Deoarece nu posedă lista cheilor, ea pune numere aleatorii în ultimii 3 octeți și trimite sute de comenzi la TCP.

Când sosesc aceste mesaje, calculatorul TCP folosește numele clientului pentru a localiza cheia și a decripta mesajul. Din nefericire pentru TCP, aproape fiecare mesaj de 3 octeți este valid, iar calculatorul începe să tipărească instrucțiunile trimise. Deși pare ciudat ca un client să comande 837 de seturi de leagăne pentru copii sau 540 de cutii cu nisip, calculatorul poate crede că acesta plănuiește să deschidă o mulțime de locuri de joacă. În acest mod, un intrus activ (ex-funcționara) poate cauza probleme imense, chiar dacă ea nu poate înțelege mesajele pe care le generează calculatorul ei.

Problema poate fi rezolvată prin adăugarea unor informații redundante tuturor mesajelor. De exemplu, dacă mesajele de comandă sunt extinse la 12 octeți, dintre care primii 9 trebuie să fie zerouri, atunci acest atac nu ar mai fi funcțional, deoarece ex-funcționara nu mai poate genera un șir mare de mesaje valide. Morala povestirii este aceea că toate mesajele trebuie să conțină o cantitate considerabilă de informație redundantă, astfel încât intrușii activi să nu poată trimite mesaje aleatorii care să fie interpretate ca mesaje valide.

Totuși, adăugarea informației redundante facilitează spargerea mesajelor de către criptanaliști. Să presupunem că afacerea de comenzi prin poștă este foarte competitivă și competitorul principal al companiei The Coach Potato, The Sofa Tuber, ar vrea tare mult să știe câte cutii de nisip vinde TCP. În consecință, ei ascultă linia telefonică a TCP. În schema originală, cu mesaje de 3 octeți, criptanaliza era aproape imposibilă, deoarece după ghicirea unei chei, criptanalistul nu avea cum să-și

dea seama dacă a ghicit corect. În fond, aproape orice mesaj este tehnic corect. Cu noua schemă de 12 octeți, este ușor pentru criptanalist să distingă un mesaj valid de unul invalid. Astfel că avem:

Principiul criptografic 1: Mesajele trebuie să conțină redundanță.

Cu alte cuvinte, după decriptarea unui mesaj, receptorul trebuie să poată distinge dacă este valid printr-o simplă inspectarea a acestuia și prin execuția unui calcul simplu. Această redundanță este necesară pentru a împiedica intrușii activi să înșele receptorul trimițându-i un mesaj fals și determinându-l să acționeze în numele mesajului decriptat. Cu toate acestea, aceeași redundanță facilitează intrușilor pasivi spargerea sistemului, deci aici apar unele probleme. Mai mult decât atât, redundanța nu trebuie niciodată să fie folosită sub forma a *n* zerouri la începutul sau sfârșitul unui mesaj, deoarece trecerea unor astfel de mesaje prin anumiți algoritmi criptografici dă rezultate predictibile, simplificând criptanaliza. Un cod CRC polinomial ar fi o alegere mult mai bună decât un șir de 0 deoarece receptorul îl poate verifica ușor, dar pentru criptanalist el reprezintă o muncă în plus. Și mai bună ar fi folosirea unei dispersii criptografice (eng.: cryptographic hash), un concept pe care-l vom explora mai târziu.

Să ne întoarcem un moment la criptografia cuantică și să vedem care este rolul redundanței acolo. Datorită interceptării fotonilor de către Trudy, câțiva dintre biții cheii acoperitoare a lui Bob vor fi eronați. Bob are nevoie de redundanță în mesajele primite pentru a determina faptul că există erori. O formă foarte primitivă de redundanță este transmiterea mesajului de două ori. Dacă cele două copii nu sunt identice, Bob știe că fie fibra optică are foarte multe zgomote, fie cineva interferează cu transmisia. Bineînțeles că trimiterea de două ori a fiecărui lucru este extrem de ineficient: o metodă mult mai eficientă de a detecta și corecta erorile este folosirea unui cod Hamming sau Reed-Solomon. Dar trebuie să fie clar că o anumită redundanță este necesară pentru a putea distinge între un mesaj valid și unul invalid, mai ales în prezența unui intrus activ.

Prospețimea

Cel de-al doilea principiu criptografic este acela că trebuie luate anumite măsuri pentru ne asigura că fiecare mesaj primit poate fi verificat că este proaspăt, adică a fost trimis foarte recent. Această măsură este necesară pentru a împiedica intrușii activi să retransmită mesaje mai vechi. Dacă nu se iau nici un fel de astfel de măsuri, ex-funcționara noastră ar putea asculta linia telefonică a TCP și ar putea retransmite mesajele valide trimise anterior. Reformulând această idee obținem:

Principiul criptografic 2: Este necesară o metodă pentru a dejuca atacurile prin replicarea mesajelor

O astfel de măsură este de a include în fiecare mesaj o amprentă de timp validă doar pentru, să spunem, 10 secunde. Receptorul trebuie doar să păstreze mesajele primite în ultimele 10 secunde, pentru a compara mesajele nou sosite cu anterioarele și pentru a filtra duplicatele. Mesajele mai vechi decât 10 secunde pot fi aruncate, deoarece orice replică a lor trimisă mai târziu de 10 secunde va fi refuzată ca fiind prea veche. Alte măsuri în afara amprentelor de timp vor fi discutate mai târziu.

8.2 ALGORITMI CU CHEIE SECRETĂ

Criptografia modernă utilizează aceleași idei de bază ca și criptografia tradițională (transpoziția și substituția) dar accentul este diferit. Tradițional, criptografii foloseau algoritmi simpli. În zilele

noastre este adevărat contrariul: obiectivul este de a face algoritmii de criptare atât de complecși și ireversibili, încât, chiar dacă un criptanalist achiziționează cantități imense de text cifrat la alegerea sa, el nu poate face nimic cu el fără a avea cheia.

Prima clasă de algoritmi de criptare pe care o vom studia în acest capitol se numesc **algoritmi cu cheie secretă** (eng.: symmetric-key algorithms) pentru că folosesc aceeași cheie pentru criptare și decriptare. Fig. 8-2 ilustrează folosirea unui algoritm cu cheie secretă. În particular, ne vom concentra asupra **cifrurilor bloc**, care primesc la intrare un bloc de n biți de text clar și îl transformă folosind cheia într-un bloc de text cifrat de n biți.

Algoritmii criptografici pot fi implementați fie în hardware (pentru viteză) sau în software (pentru flexibilitate). Deși cea mai mare parte a acestei lucrări tratează algoritmii și protocoalele, care sunt independente de implementarea efectivă, ar putea fi interesante câteva cuvinte despre construirea de hardware pentru criptare. Transpozițiile și substituțiile pot fi implementate cu circuite simple. Fig. 8-6(a) prezintă un dispozitiv, cunoscut sub numele de **cutie P** (P vine de la permutare), folosit pentru a efectua o transpoziție asupra unei intrări de 8 biți. Dacă cei 8 biți sunt selectați să fie notați de sus în jos cu 01234567, ieșirea acestei cutii P particulare este 36071245. Printr-o cablare internă corespunzătoare, o cutie P poate fi construită să efectueze orice transpoziție și să o facă practic cu viteza luminii.

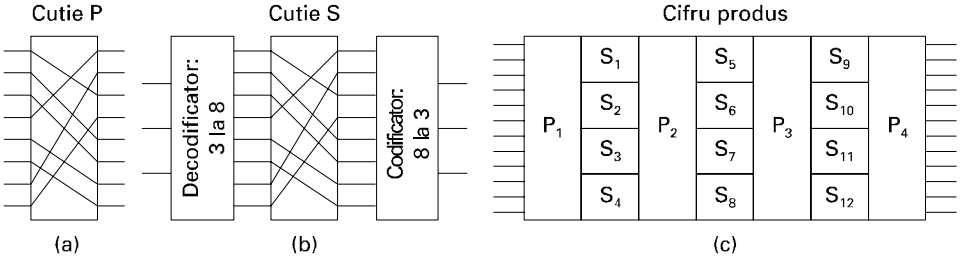


Fig. 8-6. Elemente de bază ale cifrurilor produs. (a) Cutie P. (b) Cutie S. (c) Produs.

Substituțiile sunt realizate de **cutiile S**, după cum este arătat în fig. 8-6(b). În acest exemplu este introdus un text clar de 3 biți, iar la ieșire este furnizat un text cifrat pe 3 biți. Intrarea de 3 biți selectează una dintre cele opt linii ce ies din primul nivel și o poziționează pe 1; toate celelalte linii sunt 0. Cel de-al doilea nivel este o cutie P. Ce de-al treilea nivel codifică din nou în binar linia selectată la intrare. Cu cablajul arătat, dacă opt numere scrise în octal 01234567 ar fi fost introduse unul după celălalt, secvența de ieșire ar fi 24506713. Cu alte cuvinte, 0 a fost înlocuit cu 2, 1 a fost înlocuit cu 4 etc. Din nou, prin cablarea corespunzătoare a cutiei P în interiorul cutiei S, poate fi realizată orice substituție. De altfel, un astfel de dispozitiv poate fi construit în hardware și poate atinge viteze foarte mari deoarece codificatorul și decodificatorul au doar una sau două întârzieri de porți logice (sub o nanosecundă) iar timpul de propagare prin cutia P poate fi mult mai mic decât o picosecundă.

Puterea efectivă a acestor elemente de bază devine vizibilă doar atunci când conectăm în cascadă o serie întreagă de cutii pentru a forma un **cifru produs**, după cum este arătat în fig. 8-6(c). În acest exemplu, 12 linii de intrare au fost transpuse (adică permutate) de primul nivel. Teoretic, ar fi posibil să avem la doilea nivel o cutie S care să pună în corespondență un număr de 12 biți cu alt număr de 12 biți. Totuși, un astfel de dispozitiv ar necesita $2^{12}=4096$ cabluri încrucișate la nivelul său din mijloc. În schimb, intrarea este împărțită în patru grupuri de 3 biți, fiecare fiind substituit independent de celelalte. Cu toate că această metodă este mai puțin generală, ea este încă puternică. Prin inclu-

derea unui număr suficient de mare de niveluri în cifrul produs, ieșirea poate deveni o funcție extrem de complicată depinzând de intrare.

Cifrurile produs care operează asupra intrărilor de k biți pentru a produce ieșiri de k biți sunt destul de obișnuite. O valoare tipică pentru k este de la 64 la 256. O implementare hardware are de obicei cel puțin 18 niveluri fizice, nu doar șapte ca în fig. 8-6(c). O implementare software este programată ca o buclă cu cel puțin 8 iterații, fiecare dintre ele executând substituții ca cele ale cutiilor S pe sub-blocuri din blocurile de date cu dimensiuni de la 64 la 256 de biți, urmate o permutare care combină ieșirile cutiilor S. De obicei există o permutare inițială specială și, de asemenea, una la început. În literatură, iterațiile se numesc **runde**.

8.2.1 DES – Data Encryption Standard

În ianuarie 1977, guvernul SUA a adoptat ca standard oficial pentru informațiile nesecrete un cifru produs și dezvoltat de IBM. Acest cifru, **DES** (eng.: **Data Encryption Standard** – rom.: Standard pentru Criptarea Datelor), a fost adoptat extensiv în industrie pentru a fi utilizat în produsele de securitate. El nu mai este de mult sigur în forma sa originală, dar într-o formă modificată el este încă util. Vom explica acum cum lucrează DES.

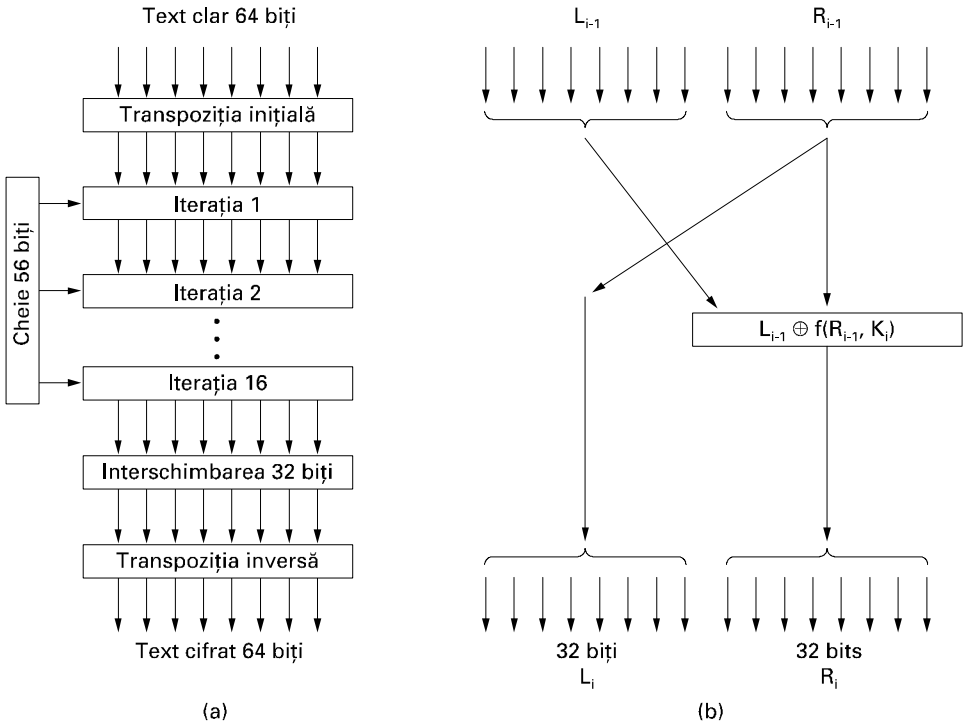


Fig. 8-7. Cifrul DES. (a) Schemă generală. (b) Detalierea unei iterații. Semnul + înconjurat de un cerc înseamnă SAU exclusiv

O prezentare generală a DES este făcută în fig. 8-7(a). Textul clar este criptat în blocuri de câte 64 de biți, rezultând blocuri de 64 de biți de text cifrat. Algoritmul, care este parametrizat cu o cheie de 56 de biți, are 19 runde distincte. Prima rundă este o transpoziție independentă de cheie, aplicată asupra textului clar de 64 de biți. Ultima rundă este exact inversa acestei transpoziții. Penultima rundă schimbă cei mai din stânga 32 de biți cu cei mai din dreapta 32 de biți. Cele 16 runde rămase sunt funcțional identice dar sunt parametrizate de funcții de cheie diferite. Algoritmul a fost proiectat pentru a permite ca decriptarea să se facă cu aceeași cheie ca și criptarea, o proprietate necesară în orice algoritm cu cheie secretă. Pașii sunt parcurși în ordine inversă.

Funcționarea unuia dintre pașii intermediari este ilustrată în fig. 8-7(b). Fiecare rundă ia două intrări de 32 de biți și produce două ieșiri de 32 de biți. Ieșirea din stânga este o simplă copie a intrării din dreapta. Ieșirea din dreapta rezultă în urma unui SAU exclusiv (XOR) bit cu bit între intrarea din stânga și o funcție depinzând de intrarea din dreapta și de o cheie pentru această rundă, K_i. Toată complexitatea rezidă în această funcție.

Funcția constă din patru pași, parcurși în secvență. În primul rând, este construit un număr de 48 de biți, E, prin expandarea celor 32 de biți ai lui R_{i-1} în concordanță cu o regulă de transpoziție fixă și de duplicare. În al doilea rând, E și K_i sunt combinate prin XOR. Ieșirea este apoi împărțită în opt grupuri de câte 6 biți și fiecare dintre acestea este introdus într-o cutie S diferită. Fiecare dintre cele 64 de intrări posibile într-o cutie S este pusă în corespondență cu o ieșire de 4 biți. În final, acești 8×4 biți sunt trecuți printr-o cutie P.

În fiecare din cele 16 iterații este folosită o cheie diferită. Înainte de începerea algoritmului este aplicată o transpoziție de 56 de biți asupra cheii. Chiar înainte de începerea fiecărei iterații, cheia este partiționată în două unități de câte 28 de biți, fiecare dintre ele este rotită la stânga cu un număr de biți depinzând de numărul iterației. K_i este derivat din această cheie rotită prin aplicarea unei transpoziții pe 56 de biți asupra ei. La fiecare rundă este extrasă și permutată o altă submulțime de 48 de biți din cei 56 de biți.

O tehnică folosită uneori pentru a face DES mai puternic se numește **albire** (eng.: whitening). Ea consistă în efectuarea operației SAU exclusiv între o cheie aleatoare de 64 de biți cu fiecare bloc de text clar înainte de a-l introduce în DES și apoi efectuarea încă a unui SAU exclusiv cu o a doua cheie de 64 de biți a textului cifrat înainte de a-l transmite. Albirea poate fi eliminată simplu prin efectuare operațiilor inverse (dacă receptorul are cele 2 chei de albire). Din moment ce această tehnică adaugă mai mulți biți la lungimea cheii, face căutarea exhaustivă a spațiului cheii mult mai mare consumatoare de timp. Se poate observa că aceeași cheie de albire este folosită pentru fiecare bloc (adică există o singură cheie de albire).

DES a fost învăluit în controverse încă din ziua în care a fost lansat. El se baza pe un cifru dezvoltat și brevetat de IBM, numit Lucifer, cu excepția faptului că cifrul IBM-ului folosea o cheie de 128 de biți în locul uneia de 56 de biți. Atunci când guvernul federal al SUA a dorit să standardizeze un cifru pentru folosire nesecretă, el a „invitat” IBM-ul să „discute” această problemă cu NSA, agenția spărgătoare de coduri a guvernului, care are ca angajați cel mai mare număr de matematicieni și criptologi din lume. NSA este atât de secretă, încât în industrie a apărut următoarea glumă:

> Î: Ce înseamnă NSA?
> R: No Such Agency (Nu există o astfel de agenție).

De fapt, NSA provine de la National Security Agency (rom.: Agenția Națională de Securitate).

După ce au avut loc aceste discuții, IBM a redus cheia de la 128 de biți la 56 de biți și a decis să păstreze secret procesul prin care a fost proiectat DES-ul. Mulți oameni suspectează faptul că lun-

gimea cheii a fost redusă pentru a exista siguranța că NSA poate sparge DES-ul, dar nici o organizație cu un buget mai mic nu ar putea să o facă. Păstrarea secretului proiectării a fost făcută probabil pentru a ascunde o trapă (ușă ascunsă) care ar putea ușura spargerea DES-ului de către NSA. Când un angajat al NSA a atenționat discret IEEE să abandoneze o conferința de criptografie planificată, acesta nu i-a făcut pe oameni să se simtă mai bine. NSA a negat totul.

În 1977, doi cercetători în criptografie de la Stanford, Diffie și Hellman (1977), au proiectat o mașină pentru a sparge DES-ul și s-a estimat că ea poate fi construită cu un buget de 20 de milioane de dolari. Dată fiind o mică bucată de text clar și textul cifrat corespunzător, această mașină ar putea să găsească cheia, prin căutarea exhaustivă a 2^{56} intrări din spațiul cheilor, în mai puțin de o zi. În prezent, o astfel de mașină ar costa mult sub 1 milion de dolari.

Triplu DES

Încă din 1979, IBM a realizat că lungimea cheii DES era prea mică și a conceput un mod de a o crește efectiv, folosind tripla criptare (Tuchman, 1979). Metoda aleasă, care de atunci a fost încorporată în Standardul Internațional 8732, este ilustrată în fig. 8-8. Aici sunt folosite două chei și trei runde. În prima rundă textul clar este în mod obișnuit criptat cu K_1. În a doua rundă, este rulat DES în mod de decriptare, folosind cheia K_2. În final, este efectuată o altă criptare cu K_1.

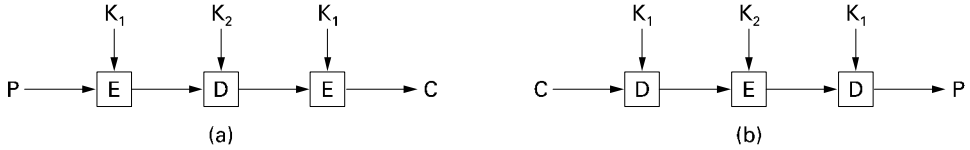


Fig. 8-8. (a)Tripla criptare folosind DES. (b) Decriptarea.

Această proiectarea dă naștere imediat la două întrebări. Prima, de ce sunt folosite doar două chei în loc de trei? A doua, de ce este folosită succesiunea de transformări **EDE** (eng.: **Encrypt Decrypt Encrypt**, rom.: Criptare Decriptare Criptare), în loc de **EEE** (eng.: **Encrypt Encrypt Encrypt**, rom.: Criptare Criptare Criptare)? Motivul pentru care sunt utilizate două chei este acela că chiar și cei mai paranoici criptografi admit că 112 biți sunt suficienți pentru aplicațiile comerciale de rutină, la momentul actual. A extinde la 168 de biți înseamnă a adăuga o supraîncărcare inutilă pentru gestiunea și transportul unei alte chei cu un câștig real redus.

Motivul pentru criptare, decriptare și apoi iar criptare este compatibilitatea cu produsele existente ce folosesc sisteme DES cu o singură cheie. Atât funcția de criptare cât și cea de decriptare sunt corespondențe între mulțimi de numere pe 64 de biți. Din punct de vedere criptografic, cele două corespondențe sunt la fel de puternice. Totuși, folosind EDE în locul EEE, un calculator ce utilizează tripla criptare poate comunica cu unul ce folosește criptarea simplă, folosind $K_1=K_2$. Această proprietate permite triplei criptări să fie pusă în practică treptat, lucru care nu interesează pe criptografii din mediul academic, dar care este de o importanță considerabilă pentru IBM și clienții săi.

8.2.2 AES – Advanced Encryption Standard

Deoarece DES a început să se apropie de sfârșitul utilei sale vieți , chiar și cu DES triplu, **NIST** (**National Institute of Standards and Technology**, rom: Institutul Național de Standarde și Tehnologie), agenția Departamentului de Comerț al Statelor Unite însărcinată cu aprobarea standardelor pentru Guvernul Federal al S.U.A., a decis că guvernul are nevoie de un nou standard criptografic

pentru folosință publică. NIST avea cunoștință de controversa din jurul DES și știa bine că dacă ar fi anunțat un nou standard orice persoană care știa câte ceva despre criptografie ar fi presupus în mod automat că NSA a construit o ușă secretă prin care NSA să poată citi orice criptat cu DES. În aceste condiții, probabil nimeni n-ar fi folosit standardul și acesta ar fi murit probabil singur.

De aceea NIST a avut o abordare surprinzător de diferită pentru o birocrație guvernamentală: a sponsorizat un concurs de criptografie. În ianuarie 1997, cercetători din toată lumea au fost invitați să depună propuneri pentru un nou standard, care urma să se numească **AES** (**Advanced Encryption Standard**, rom: Standard de Criptare Avansat). Regulile concursului erau:

1. Algoritmul trebuie să fie un cifru bloc simetric.
2. Tot proiectul trebuie sa fie public
3. Trebuie să fie suportate chei de 128, 192, și de 256 biți
4. Trebuie să fie posibile atât implementări hardware cât și software
5. Algoritmul trebuie să fie public sau oferit cu licență nediscriminatorie.

Au fost făcute cincisprezece propuneri serioase și au fost organizate conferințe publice în care propunerile au fost prezentate, iar publicul a fost încurajat să găsească punctele slabe în fiecare dintre ele. În august 1998, NIST a selectat cinci finaliști, în principal pe criterii de securitate, eficiență, flexibilitate și cerințe de memorie (importante pentru sistemele integrate). Au avut loc mai multe conferințe și s-au mai eliminat din variante. La ultima conferință s-a organizat un vot liber. Finaliștii și scorurile lor au fost următoarele:

1. Rijndael (din partea lui Joan Daemen și Vincent Rijmen, 86 voturi)
2. Serpent (din partea lui Ross Anderson, Eli Biham și Lars Knudsen, 59 voturi)
3. Twofish (din partea unei echipe condusă de Bruce Schneier, 31 voturi)
4. RC6 (din partea RSA Laboratories, 23 voturi)
5. MARS (din partea IBM, 13 voturi)

În octombrie 2000, NIST a anunțat că votează și el pentru Rijndael, iar în noiembrie 2001 Rijndael a devenit standard guvernamental al S.U.A. publicat ca Standard Federal de Procesare a Informațiilor nr.197 (Federal Information Processing Standard FIPS 197). Datorită deschiderii extraordinare a competiției, a proprietăților tehnice ale Rijndael și a faptului că echipa câștigătoare consta din doi tineri belgieni (despre care cu greu se poate presupune că au realizat și o ușă secretă doar pentru a face pe plac NSA), se așteaptă ca Rijndael să devină standardul criptografic dominant în lume pentru cel puțin o decadă. Numele Rijndael, pronunțat Rhine-doll (mai mult sau mai puțin), e derivat din numele autorilor: Rijmen + Daemen.

Rijndael permite lungimi de chei și mărimi de blocuri de la 128 de biți la 256 de biți în pași de câte 32 biți. Lungimea cheii și lungimea blocului pot fi alese în mod independent. Cu toate acestea, AES specifică faptul că mărimea blocului trebuie să fie de 128 de biți și lungimea cheii trebuie să fie de 128, 192, sau 256 de biți. E îndoielnic că cineva va folosi vreodată cheile de 192 de biți, astfel că de fapt, AES are două variante: bloc de 128 de biți cu cheie de 128 de biți și bloc de 128 de biți cu cheie de 256 de biți.

În prezentarea algoritmului, vom examina doar cazul 128/128 pentru că acesta va deveni cel mai probabil standardul comercial. O cheie de 128 de biți permite un spațiu al cheilor de $2^{128} \approx 2 \times 10^{38}$ chei. Chiar dacă NSA reușește să construiască o mașină cu un miliard de procesoare, fiecare fiind capabil să evalueze o cheie în fiecare picosecundă, ar trebui pentru o astfel de mașină aproximativ

10^{10} ani pentru a căuta în spațiul de chei. Până atunci soarele s-ar stinge, astfel că cei de atunci vor trebui să citească rezultatele la lumina lumânării.

Rijndael

Dintr-o perspectivă matematică, Rijndael se bazează pe Teoria Câmpului Galois, care îi conferă o serie de proprietăți de securitate demonstrabile. Cu toate acestea, poate fi privit și ca un cod C, fără a intra în explicații matematice.

Ca și DES, Rijndael folosește substituție și permutări, ca și runde multiple. Numărul de runde depinde de mărimea cheii și de mărimea blocului, fiind 10 pentru o cheie de 128 de biți cu blocuri de 128 biți și mărindu-se până la 14 pentru cheia cu cea mai mare dimensiune și blocul cu cea mai mare dimensiune. Totuși, spre deosebire de DES, toate operațiile sunt la nivel de octet, pentru a permite implementări eficiente hardware și software. Codul este dat în fig. 8-9.

```
#define LENGTH 16                                   /* # octeți în blocul de date sau în cheie */
#define NROWS 4                                     /* număr de linii din stare */
#define NCOLS 4                                     /* număr de coloane din stare */
#define ROUNDS 10                                   /* număr de iterații */
typedef unsigned char byte;                         /* întreg fără semn pe 8 biți */

rijndael(byte plaintext[LENGTH], byte ciphertext[LENGTH], byte key[LENGTH])
{
  int r;                                            /* index pentru iterare */
  byte state[NROWS][NCOLS];                         /* starea curentă */
  struct {byte k[NROWS][NCOLS];} rk[ROUNDS + 1];    /* cheile pentru runde */

  expand_key(key, rk);                              /* construiește cheile pentru runde */
  copy_plaintext_to_state(state, plaintext);        /* inițializează starea curentă */
  xor_roundkey_into_state(state, rk[0]);            /* face XOR între cheie și stare */

  for (r = 1; r <= ROUNDS; r++) {
    substitute(stare);                              /* aplică substituția fiecărui octet */
    rotate_rows(state);                             /* rotește rândul i cu i octeți */
    if (r < ROUNDS) mix_columns(state);             /* funcție de amestecare */
    xor_roundkey_into_state(state, rk[r]);          /* face XOR între cheie și stare */
  }
  copy_state_to_ciphertext(ciphertext, state);      /* întoarce rezultatul */
}
```

Fig. 8-9. Rijndael în linii generale

Funcția rijndael are trei parametri. Aceștia sunt: plaintext, un vector de 16 octeți conținând datele de intrare, ciphertext, un vector de 16 octeți în care va fi introdus rezultatul cifrat, și key, cheia de 16 octeți. Pe durata calculelor, starea curentă a datelor e păstrată într-un vector de octeți, state, a cărui mărime este NROWS × NCOLS. Pentru blocuri de 128 de octeți, acest vector este de 4 × 4 octeți. Întregul bloc de date de 128 de biți poate fi stocat în 16 octeți.

Vectorul state este inițializat cu textul clar și este modificat la fiecare pas al calculului. În anumiți pași, este realizată substituția octet-cu-octet. În alții, octeții sunt permutați în interiorul vectorului. Sunt folosite și alte transformări. La sfârșit, conținutul lui state reprezintă textul cifrat.

Codul începe prin expandarea cheii în 11 vectori de aceeași lungime cu starea. Aceștia sunt memorați în rk, care este un vector de structuri, fiecare structură conținând un vector stare. Unul dintre aceștia va fi folosit la începutul calculului și ceilalți 10 vor fi folosiți în timpul celor 10 runde, câte

unul în fiecare rundă. Calculul cheilor de runde din cheia de criptare este prea complicat pentru a fi prezentat aici. Este de ajuns să spunem că cheile de runde sunt produse prin rotiri repetate și aplicarea de operații XOR asupra unor grupuri de biți din cheie. Pentru toate detaliile, a se vedea (Daemen și Rijmen, 2002).

Următorul pas este acela de a copia textul clar în vectorul state astfel încât să poată fi procesat pe perioada rundelor. Acesta este copiat în ordinea coloanelor, cu primii patru octeți în coloana 0, următorii patru octeți în coloana 1 și așa mai departe. Atât coloanele cât și liniile sunt numerotate pornind de la 0, deși rundele sunt numerotate pornind de la 1. Setarea inițială a celor 12 vectori de octeți de dimensiuni 4×4 este ilustrată în fig. 8-10.

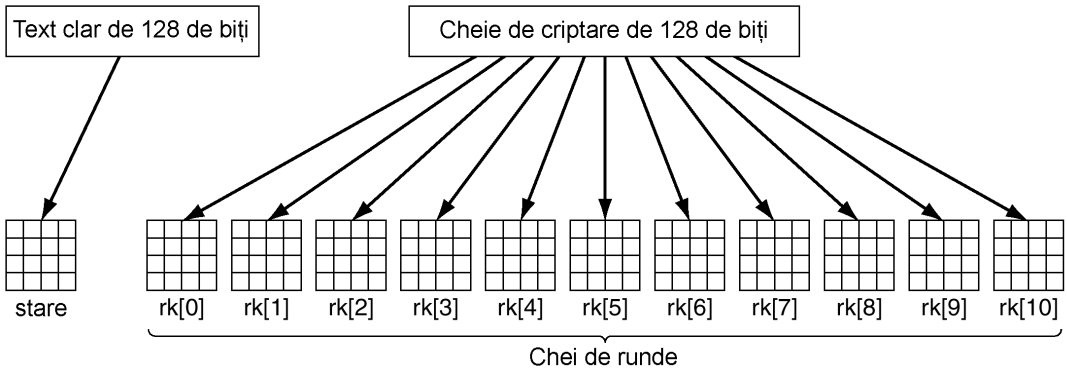


Fig. 8-10. Crearea vectorilor *state* și *rk*

Mai este un pas înainte de a începe calculul principal: rk[0] este combinat prin XOR în state, octet cu octet. Cu alte cuvinte fiecare octet din cei 16 aflați în state este înlocuit cu rezultatul aplicării operației XOR asupra sa și asupra octetului corespunzător din rk[0].

Și acum urmează partea cea mai interesantă. Bucla execută 10 iterații, câte una pe rundă, transformând state la fiecare iterație. Fiecare rundă constă în patru pași. Pasul 1 realizează o substituție octet-cu-octet asupra lui state. Pe rând, fiecare octet este folosit ca index într-o cutie S pentru a-i înlocui valoarea prin conținutul corespunzător din acea cutie S. Acest pas este un cifru de substituție monoalfabetică directă. Spre deosebire de DES, care are mai multe cutii S, Rijndaek are doar o cutie S.

Pasul 2 rotește la stânga fiecare din cele 4 rânduri. Rândul 0 este rotit cu 0 octeți (nu e schimbat), rândul 1 este rotit cu 1 octet, rândul 2 este rotit cu 2 octeți și rândul 3 este rotit cu 3 octeți. Acest pas difuzează conținutul datelor curente în jurul blocului, analog cu permutările din fig. 8-6.

Pasul 3 amestecă fiecare coloană independent de celelalte. Această amestecare este realizată prin înmulțire de matrice, în care noua coloană este produsul dintre vechea coloană și o matrice constantă, multiplicarea fiind realizată folosind câmpul finit Galois, $GF(2^8)$. Deși acest lucru poate părea complicat, există un algoritm care permite fiecărui element al noii coloane să fie calculat folosind două căutări în tabele și trei operații XOR (Daemen și Rijmen, 2002, Anexa E).

În fine, pasul 4 aplică operația XOR pentru cheia din runda curentă și vectorul stare.

Deoarece fiecare pas e reversibil, decriptarea poate fi realizată prin rularea algoritmului de la coadă la cap. Oricum, este posibilă și o schemă prin care decriptarea poate fi realizată prin rularea algoritmului de criptare nemodificat, dar folosind tabele diferite.

Algoritmul a fost proiectat nu doar pentru o securitate foarte solidă, dar și pentru o viteză foarte mare. O bună implementare software pe o mașină la 2 GHz ar trebui să atingă o rată de criptare de 700 Mbps, ceea ce este suficient de rapid pentru a criptarea peste 100 de fișiere video MPEG-2 în timp real. Implementările hardware sunt chiar mai rapide.

8.2.3 Moduri de cifrare

În ciuda acestei complexități, AES (sau DES sau orice cifru bloc de altfel) este de fapt un cifru de substituție monoalfabetică care folosește caractere „mari" (caractere de 128 de biți pentru AES și caractere de 64 de biți pentru DES). Ori de câte ori același bloc de text clar intră pe la un capăt, același text cifrat iese pe la celălalt. Dacă criptezi textul clar *abcdefgh* de 100 de ori cu aceeași cheie DES, obții același text cifrat de 100 de ori. Un intrus poate să exploateze această proprietate pentru a submina cifrul.

Modul cu carte de coduri electronică

Pentru a vedea cum poate fi folosită această proprietate a cifrului cu substituție monoalfabetică pentru a submina DES-ul, vom folosi (triplu) DES deoarece este mai ușor să prezinți blocuri de 64 de biți decât blocuri de 128 de biți; AES are însă exact aceeași problemă. Modul direct de a folosi DES pentru a cripta o bucată lungă de text clar este de a o sparge în blocuri consecutive de 8 octeți (64 de biți) și de a le cripta unul după altul cu aceeași cheie. Ultima bucată de text clar este completată până la 64 de biți dacă este nevoie. Tehnica este cunoscută ca modul ECB (Electronic Code Book, rom: modul cu carte de coduri electronică), analog cu cărțile de coduri electronice de modă veche unde era precizat fiecare cuvânt de text clar, urmat de textul său cifrat (de obicei un număr zecimal de 5 cifre).

În fig. 8-11 este prezentat începutul unui fișier conținând primele anuale ale unei companii care s-a decis să-și premieze angajații. Fișierul constă din înregistrări de 32 de octeți, câte o înregistrare pentru fiecare angajat, în formatul arătat: 16 octeți pentru nume, 8 octeți pentru funcția ocupată și 8 octeți pentru primă. Fiecare din cele 16 blocuri de 8 octeți (numerotate de la 0 la 15) este criptat cu (triplu) DES.

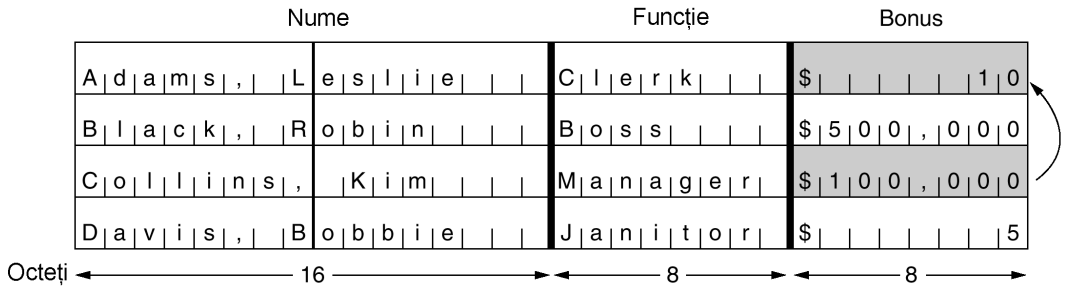


Fig. 8-11. Textul clar al unui fișier criptat ca 16 blocuri DES

Leslie a avut o controversă cu șeful și nu așteaptă prea mult de la această primă. În schimb Kim este favorita șefului și oricine știe asta. Leslie poate avea acces la fișier după ce el a fost criptat, dar înainte de a fi trimis la bancă. Poate Leslie să rectifice această situație nedreaptă, dat fiind doar fișierul criptat?

Nici o problemă. Tot ceea ce are Leslie de făcut este să realizeze o copie a celui de-al 12-lea bloc de text cifrat (care conține prima lui Kim) și să-l folosească pentru a înlocui blocul de text cifrat cu numărul 4 (care conține prima lui Leslie). Chiar și fără a ști ce cuprinde blocul 12, Leslie se poate aștepta să aibă un Crăciun mai fericit anul acesta. (Copierea blocului de text cifrat 8 este de asemenea o posibilitate, dar este mai probabil să fie descoperită; în plus, Leslie nu este o persoană lacomă).

Modul cu înlănțuirea blocurilor cifrate

Pentru a para acest tip de atac, toate cifrurile bloc trebuie înlănțuite în diferite moduri astfel încât înlocuirea unui bloc în modul în care a făcut-o Leslie să conducă la situația în care textul clar decriptat, începând cu blocul înlocuit, să fie nefolositor. Un mod de înlănțuire este înlănțuirea blocurilor cifrate (eng.: cipher block chaining). În această metodă, prezentată în fig. 8-12, fiecare bloc de text clar este combinat prin XOR cu blocul anterior de text cifrat, înainte de a fi criptat. În consecință, același bloc de text clar nu se va mai pune în corespondență cu același bloc de text cifrat, iar criptarea nu mai este o mare substituție monoalfabetică. Primul bloc este combinat prin XOR cu un vector de inițializare, IV (Initialization Vector), ales aleatoriu, care este transmis împreună cu textul cifrat.

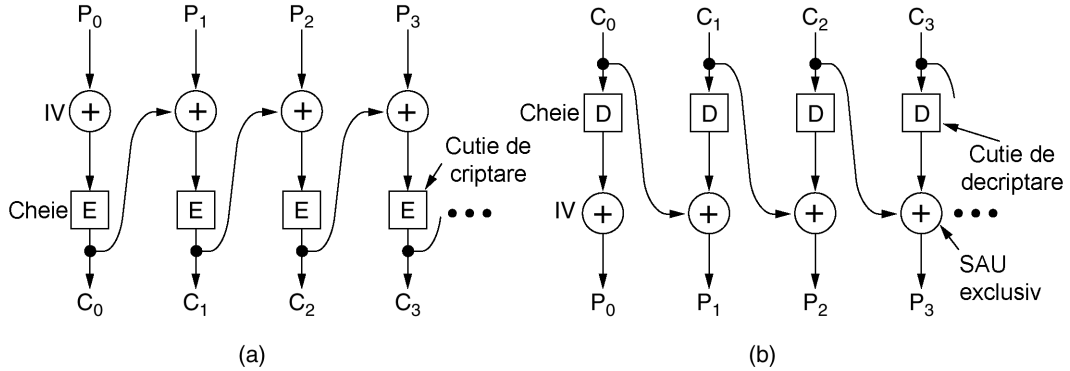


Fig. 8-12. Înlănțuirea blocurilor cifrate (Cipher block chaining). (a) Criptare. (b) Decriptare.

Putem vedea cum lucrează înlănțuirea blocurilor cifrate prin examinarea exemplului din fig. 8-12. Putem începe prin a calcula $C_0=E(P_0 \text{ XOR } IV)$. Apoi vom calcula $C_1=E(P_1 \text{ XOR } C_0)$ și așa mai departe. Decriptarea folosește tot XOR pentru a inversa procesul, cu $P_0=IV \text{ XOR } D(C_0)$, și așa mai departe. De notat că criptarea blocului i este o funcție de toate textele clare din blocurile de la 0 la i-1, astfel încât același text clar va genera text cifrat diferit în funcție de locul unde apare. O transformare de tipul celei făcute de Leslie va avea ca rezultat un nonsens în cele două blocuri ce încep din câmpul de primă al lui Leslie. Pentru un ofițer de securitate perspicace, această caracteristică poate sugera de la cine să pornească investigația. Înlănțuirea blocurilor cifrate are de asemenea avantajul că același bloc de text clar nu va rezulta în același bloc de text cifrat, făcând criptanaliza mai dificilă. De fapt, acesta este principalul motiv pentru care este folosită.

Modul cu reacție cifrată

Cu toate acestea, înlănțuirea blocurilor cifrate are dezavantajul că este necesar ca un întreg bloc de 64 de biți să sosească înainte ca decriptarea să poată începe. Acest mod este nepotrivit pentru folosirea în cazul terminalelor interactive, unde o persoană poate să introducă linii mai scurte de 8 caractere și apoi să se oprească în așteptarea unui răspuns. Pentru criptările octet-cu-octet poate fi utilizat **modul cu reacție cifrată** (eng.:**Cipher feedback mode**), folosind (triplu) DES, ca în fig. 8-13.

Pentru AES ideea este aceeași, numai că se folosește un registru de deplasare de 128 de biți. În această figură, este arătată starea mașinii de criptare după ce octeții 0 până la 9 au fost criptați și trimiși. Când sosește blocul 10 din textul clar, după cum este ilustrat în fig. 8-13(a), algoritmul DES operează asupra registrului de deplasare 64 de biți pentru a genera 64 de biți de text cifrat. Octetul cel mai din stânga al textului cifrat este extras și combinat prin XOR cu P_{10}. Acest octet este transmis pe linie. În plus, registrul de deplasare este deplasat cu 8 biți la stânga, provocând ieșirea lui C_2 pe la capătul din stânga și inserarea lui C_{10} în poziția care tocmai a rămas vacantă la dreapta lui C_9. De notat că conținutul registrului de deplasare depinde de întreaga istorie anterioară a textului clar, astfel încât un șablon care se repetă de mai multe ori în textul clar va fi criptat de fiecare dată diferit în textul cifrat. La fel ca la înlănțuirea blocurilor cifrate, este necesar un vector de inițializare pentru a porni rostogolirea mingii.

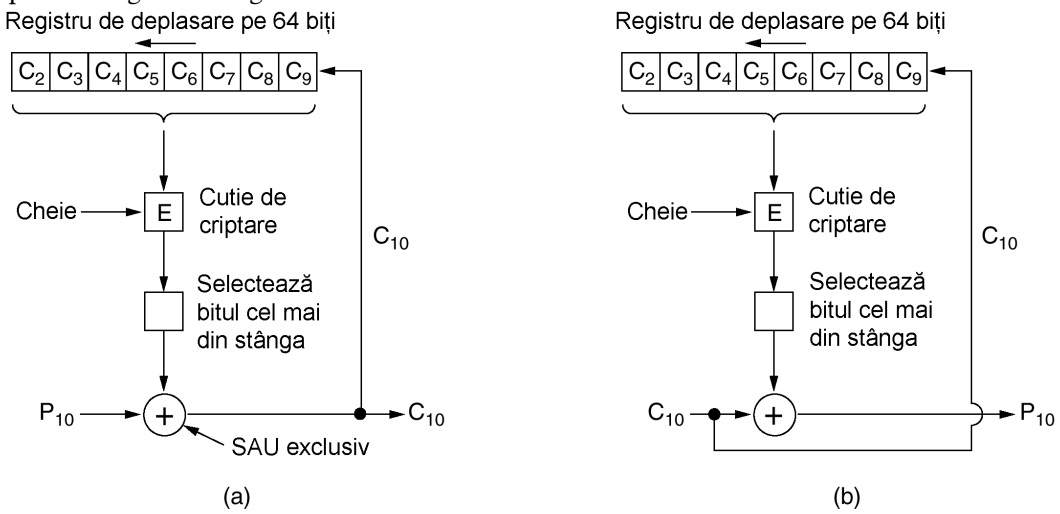


Fig. 8-13. Modul cu reacție cifrată (Cipher feedback mode). (a) Criptare. (b) Decriptare.

Decriptarea în modul cu reacție cifrată face același lucru ca și criptarea. În particular, conținutul registrului de deplasare este *criptat*, nu *decriptat*, astfel încât octetul selectat care este combinat prin XOR cu C_{10} pentru a obține P_{10} este același cu cel ce a fost combinat prin XOR cu P_{10} pentru a-l obține pe C_{10} prima dată. Atâta vreme cât cele două registre de deplasare rămân identice, decriptarea lucrează corect. Acest lucru este ilustrat în fig. 8-13(b).

O problemă a modului cu reacție cifrată este că, dacă un bit al textului cifrat este inversat accidental în timpul transmisiei, cei 8 octeți care sunt decriptați în timp ce octetul greșit este în registrul de deplasare vor fi corupți. Odată ce octetul greșit este împins afară din registrul de deplasare, se va genera din nou text clar corect. Astfel, efectele unui singur bit inversat sunt relativ localizate și nu distrug restul mesajului, dar distrug atâția biți câți are ca lățime registrul de deplasare.

Modul cu cifru înlănțuit

Cu toate acestea, există aplicații în care a avea o eroare de transmisie de 1 bit care să strice 64 de biți de text clar reprezintă o pierdere prea mare. Pentru aceste aplicații există o a patra opțiune, **modul cu cifru înlănțuit** (eng.: **Stream Cipher Mode**). Acesta lucrează criptând un vector de inițializare, folosind o cheie pentru a obține un bloc de ieșire. Blocul de ieșire este apoi criptat folosind cheia pentru a obține un al doilea bloc de ieșire. Acest bloc este apoi criptat pentru a obține un al treilea

bloc și așa mai departe. Secvența (arbitrar de mare) de blocuri de ieșire, numită **lanțul de chei** (eng.: **keystream**), este tratată ca cheie acoperitoare (eng.: one-time pad) și este combinată cu textul clar pentru a obține textul cifrat, ca în fig. 8-14(a). De notat că vectorul IV este folosit doar la primul pas. După aceasta, ieșirea este criptată. De notat de asemenea că lanțul de chei este independent de date, deci poate fi calculat în avans, dacă este nevoie, și este complet insensibil la erori de transmisie. Decriptarea este arătată în fig. 8-14(b).

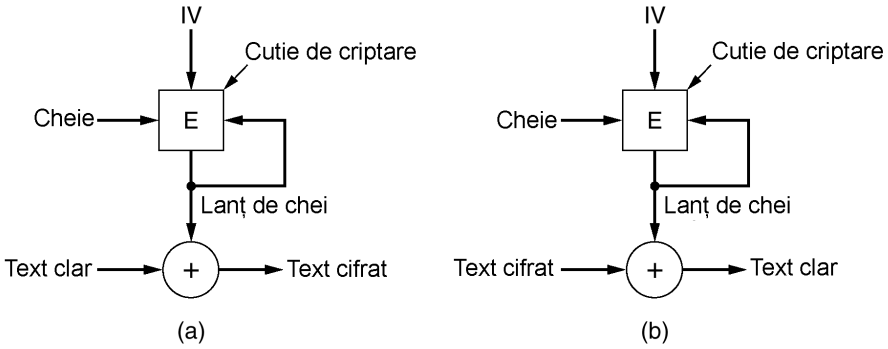


Fig. 8-14. Un cifru înlănțuit. (a) Criptare. (b) Decriptare.

Decriptarea se face generând același lanț de chei la receptor. Deoarece lanțul de chei depinde doar de IV și de cheie, el nu este afectat de erori de transmisie în textul cifrat. Astfel, o eroare de 1 bit în textul cifrat transmis generează doar o eroare de 1 bit în textul clar decriptat.

Este esențial să nu se folosească aceeași pereche (cheie, IV) de două ori cu un cifru înlănțuit deoarece acest lucru va genera același lanț de chei de fiecare dată. Folosirea aceluiași lanț de chei de două ori expune textul cifrat la un **atac prin refolosirea lanțului de chei** (eng.: **keystream reuse attack**). Imaginați-vă că blocul de text clar, P_0 este criptat cu lanțul de chei pentru a obține P_0 XOR K_0. Mai târziu, un al doilea bloc de text clar Q_0 este criptat cu același lanț de chei pentru a obține Q_0 XOR K_0. Un intrus care capturează ambele texte cifrate poate face simplu XOR între ele pentru a obține P_0 XOR Q_0, ceea ce elimină cheia. Intrusul are acum combinația XOR a celor două blocuri de text clar. Dacă unul dintre ele este știut sau poate fi ghicit, atunci și celălalt poate fi găsit. În orice caz, un XOR a două șiruri de text clar poate fi atacat folosind proprietățile statistice ale mesajului. De exemplu, pentru text în limba engleză, cel mai comun caracter din șir va fi probabil XOR între două spații, urmat de XOR între spațiu și litera "e". Pe scurt, echipat cu un XOR între două texte clare, criptanalistul are o șansă excelentă de a le deduce pe ambele.

Modul contor

O problemă pe care o au toate modurile în afară de modul cu carte de coduri electronică este că e imposibilitatea accesului aleator la datele cifrate. De exemplu, să presupunem că un fișier este transmis printr-o rețea și apoi este stocat pe disc în forma criptată. Acesta ar fi un procedeu rezonabil când calculatorul receptor este un notebook (rom.: carnet de notițe) care ar putea fi furat. Stocarea tuturor fișierelor critice în formă criptată reduce mult problemele datorate unor scurgeri de informații în eventualitatea în care calculatorul ajunge în mâini nepotrivite.

Cu toate acestea, fișierele de pe disc sunt deseori accesate în ordine aleatoare, în special fișierele din baze de date. Cu o criptare de fișiere care folosește înlănțuire de blocuri cifrate, accesul la un bloc aleator necesită întâi decriptarea tuturor blocurilor dinaintea lui, ceea ce reprezintă o soluție

costisitoare. Din acest motiv s-a inventat încă un mod, **modul contor** (eng.: **Counter Mode**), schițat în fig. 8-15. Aici textul clar nu este criptat direct. În schimb, se criptează vectorul de inițializare plus o constantă și textul cifrat rezultat se combină prin XOR cu textul clar. Crescând cu 1 vectorul de inițializare pentru fiecare bloc nou este ușor să decriptezi un bloc de oriunde din fișier fără a fi nevoie să îi decriptezi toți predecesorii.

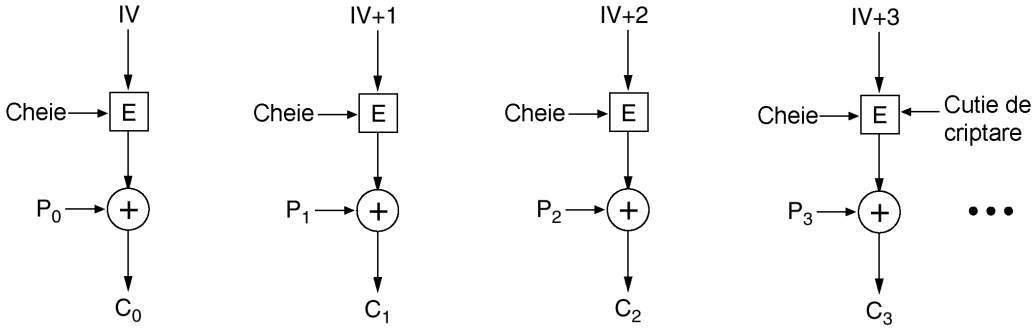


Fig. 8-15. Criptarea folosind modul contor

Deși modul contor este folositor, el are o slăbiciune care merită să fie evidențiată. Să presupunem că aceeași cheie, K, este folosită din nou ulterior (cu un text clar diferit dar cu același IV) și un atacator obține tot textul cifrat în ambele rulări. Lanțurile de chei sunt aceleași în ambele cazuri, expunând cifrul la un atac la refolosirea lanțului de chei similar celui de la cifrurile înlănțuite. Tot ce are criptanalistul de făcut este XOR între cele două texte cifrate pentru a elimina toată protecția criptografică și a obține combinația XOR între textele clare. Această slăbiciune nu înseamnă că modul contor este o idee proastă. Înseamnă doar că și cheile și vectorii de inițializare ar trebui alese independent și aleator. Chiar dacă aceeași cheie este folosită accidental de două ori, dacă vectorul IV este diferit de fiecare dată, textul clar este în siguranță.

8.2.4 Alte cifruri

DES și Rijndael sunt cei mai cunoscuți algoritmi criptografici cu cheie simetrică. Cu toate acestea merită să menționăm că au fost proiectate numeroase alte cifruri cu cheie simetrică. Câteva dintre acestea sunt integrate cu diverse produse. Câteva dintre cele mai comune sunt enumerate în fig. 8-16.

Cifru	Autor	Lungimea cheii	Comentarii
Blowfish	Bruce Schneier	1 - 448 de biți	vechi și lent
DES	IBM	56 de biți	prea slab pentru a mai fi folosit acum
IDEA	Massey și Xuejia	128 de biți	bun, dar patentat
RC4	Ronald Rivest	1 - 2048 de biți	atentie: anumite chei sunt slabe
RC5	Ronald Rivest	128 - 256 de biți	bun, dar patentat
Rijndael	Daemen and Rijmen	128 - 256 de biți	cea mai bună alegere
Serpent	Anderson, Biham, Knudsen	128 - 256 de biți	foarte puternic
Triplu DES	IBM	168 de biți	a doua alegere
Twofish	Bruce Schneier	128 - 256 de biți	foarte puternic, larg folosit

Fig. 8-16. Câțiva algoritmi criptografici comuni cu cheie simetrică.

8.2.5 Criptanaliza

Înainte de a părăsi subiectul criptografiei cu chei simetrice, merită cel puțin să menționăm patru rezultate recente în criptanaliză. Primul este **criptanaliza diferențială** (Biham și Shamir, 1993). Această tehnică poate fi folosită pentru a ataca orice cifru bloc. Lucrează la început cu o pereche de blocuri de text clar care diferă doar printr-un număr mic de biți și studiază cu grijă ceea ce se întâmplă la fiecare iterație internă pe măsură ce criptarea avansează. În multe cazuri, anumite combinații apar mai des decât altele și această observație conduce la un atac probabilistic.

Al doilea rezultat demn de notat este **criptanaliza liniară** (Matsui, 1994). Aceasta poate sparge DES-ul cu doar 2^{43} texte clare cunoscute. Lucrează prin combinarea XOR a anumitor biți din textul clar și din textul cifrat și examinarea rezultatelor pentru a descoperi tiparele. Când aceasta se face repetat, jumătate din biți trebuie să fie 0 și jumătate să fie 1. Totuși, adeseori, cifrurile introduc o deviație într-o direcție sau în alta și această deviație, cu toate că este mică, poate fi exploatată pentru a reduce efortul. Pentru mai multe detalii a se vedea lucrarea lui Matsui.

Al treilea rezultat este folosirea analizei consumului de energie electrică pentru a afla chei secrete. Calculatoarele folosesc in mod tipic 3 volți pentru a reprezenta un bit 1 și 0 volți pentru a reprezenta un bit 0. De aceea, procesarea unui 1 consumă mai multă energie electrică decât procesarea unui 0. Dacă un algoritm criptografic constă într-o buclă în care biții cheii sunt procesați în ordine, un atacator care înlocuiește ceasul principal de *n*-GHz cu un ceas lent (de exemplu 100-Hz) și pune mufe crocodil pe sursa procesorului și pinii de masă poate să monitorizeze precis puterea consumată de fiecare instrucțiune mașină. Din aceste date, deducerea cheii este surprinzător de ușoară. Acest tip de criptanaliză poate fi contracarat numai de codificarea atentă a algoritmului în limbaj de asamblare pentru a fi sigur că consumul de putere este independent de cheie și de asemenea independent de toate cheile de rundă individuale.

Al patrulea rezultat este analiza întârzierilor. Algoritmii criptografici sunt plini de instrucțiuni **if** care testează biții cheilor de rundă. Dacă părțile **then** și **else** durează timpi diferiți, prin încetinirea ceasului și măsurarea duratei diverșilor pași se pot deduce cheile de rundă. Odată ce se cunosc toate cheile de rundă, de regulă se poate calcula cheia originală. Analizele de putere și de întârzieri pot fi folosite simultan pentru a face munca mai ușoară. Cu toate că analizele de putere și de întârzieri pot părea exotice, în realitate ele sunt tehnici puternice care pot sparge orice cifru care nu a fost proiectat în mod special pentru a le rezista.

8.3 ALGORITMI CU CHEIE PUBLICĂ

Istoric, distribuția cheilor a fost întotdeauna punctul slab al multor criptosisteme. Indiferent de cât de puternic era un criptosistem, dacă un intrus putea fura cheia, sistemul își pierdea valoarea. Criptologii au considerat întotdeauna ca de la sine înțeles faptul că atât pentru criptare cât și pentru decriptare se folosește aceeași cheie (sau una ușor derivabilă din cealaltă). Dar cheia trebuia distribuită tuturor utilizatorilor sistemului. Astfel, părea a exista întotdeauna următoarea problemă inerentă: cheile trebuia protejate contra furtului dar, în același timp, ele trebuiau distribuite, astfel încât ele nu puteau fi sechestrate într-un seif de bancă.

În 1976, doi cercetători de la Universitatea Stanford, Diffie și Hellman (1976), au propus un tip radical nou de criptosistem în care cheile de criptare și decriptare sunt diferite, iar cheia de decriptare nu poate fi dedusă din cheia de criptare. În propunerea lor, algoritmul (cheia) de criptare, E, și algoritmul (cheia) de decriptare, D, trebuiau să satisfacă trei cerințe. Aceste cerințe pot fi exprimate simplificat după cum urmează:

1. $D(E(P))=P$
2. Este mai mult decât dificil să se deducă D din E.
3. E nu poate fi spart printr-un atac cu text clar ales.

Prima cerință spune că, dacă se aplică D unui mesaj criptat, $E(P)$, se obține textul clar original, P. Fără această proprietate, receptorul legitim nu ar putea decripta textul cifrat. Cea de-a doua cerință vorbește de la sine. Cea de-a treia cerință este necesară deoarece, după cum vom vedea curând, intrușii pot experimenta și testa algoritmul după pofta inimii. În aceste condiții, nu există nici un motiv pentru ca E, cheia de criptare, să nu poată fi făcută publică.

Metoda lucrează astfel: o persoană, să spunem Alice, dorind să primească mesaje secrete, concepe mai întâi doi algoritmi ce satisfac cerințele de mai sus. Algoritmul de criptare și cheia lui Alice sunt făcuți apoi publici, de unde și numele de **criptografie cu cheie publică**. Alice poate de exemplu să își pună cheia publică pe pagina ei personală de pe Web. Vom folosi notația E_A pentru algoritmul de criptare parametrizat de cheia publică a lui Alice. În mod similar, algoritmul (secret) de decriptare parametrizat de cheia privată a lui Alice este D_A. Bob face același lucru, publicând E_B, dar ținând D_B secret.

Să vedem acum dacă putem rezolva problema stabilirii unui canal sigur între Alice și Bob, care nu au mai avut niciodată vreun contact anterior. Atât cheia de criptare a Alicei, E_A, cât și cea a lui Bob, E_B, sunt presupuse a se găsi într-un fișier ce poate fi citit de oricine. Acum Alice ia primul ei mesaj, P, calculează $E_B(P)$ și îl trimite lui Bob. Bob îl decriptează aplicându-i cheia sa secretă D_B [adică, el calculează $D_B(E_B(P))=P$]. Nimeni altcineva nu poate citi mesajul criptat, $E_B(P)$, deoarece sistemul de criptare este presupus puternic și deoarece este prea greu să se deducă $D_B(P)$ din $E_B(P)$ public cunoscut. Pentru a trimite un răspuns R, Bob transmite $E_A(R)$. Alice și Bob pot comunica acum într-o manieră sigură.

În acest punct ar fi poate utilă o observație asupra terminologiei. Criptografia cu cheie publică necesită ca fiecare utilizator să aibă două chei: o cheie publică, folosită de toată lumea pentru a cripta mesajele ce-i sunt trimise, și o cheie secretă, de care utilizatorul are nevoie ca să-și decripteze mesajele. Ne vom referi în mod constant la aceste chei ca fiind cheia *publică* și, respectiv, cheia *privată* și le vom deosebi de cheile *secrete* folosite pentru criptografia convențională cu cheie simetrică.

8.3.1 RSA

Singura problemă este aceea că avem nevoie de algoritmi care să satisfacă complet toate cele trei cerințe. Datorită posibilelor avantaje ale criptografiei cu chei publice, mulți cercetători au lucrat din greu la acest subiect și au fost deja publicați câțiva algoritmi. O metodă bună a fost descoperită de un grup de la MIT (Rivest et. al, 1978). Ea este cunoscută prin inițialele numelor celor trei descoperitori (Rivest, Shamir, Adelman): **RSA**. Metoda a supraviețuit tuturor încercărilor de a o sparge timp de mai mult de un sfert de secol și este considerată foarte puternică. Multe aplicații de securitate se bazează pe ea. Dezavantajul major al acesteia este că necesită chei de cel puțin 1024 de biți pentru o securitate bună (spre deosebire de 128 biți pentru algoritmii cu cheie simetrică), ceea ce o face destul de lentă.

Metoda RSA este bazată pe câteva principii din teoria numerelor. Vom rezuma mai jos modul în care se folosește această metodă; pentru detalii, a se consulta articolul.

1. Se aleg două numere prime, p și q, (de obicei de 1024 biți).
2. Se calculează $n = p \times q$ și $z = (p - 1) \times (q-1)$.
3. Se alege un număr relativ prim cu z și este notat cu d.
4. Se găsește e astfel încât $e \times d = 1 \bmod z$.

Cu acești parametri calculați în avans, suntem gata să începem criptarea. Împărțim textul clar (privit ca șir de biți) în blocuri, astfel încât fiecare mesaj de text clar, P, să intre în intervalul $0 \leq P < n$. Aceasta poate fi făcută grupând textul clar în blocuri de câte k biți, unde k este cel mai mare număr întreg pentru care inegalitatea $2k < n$ este adevărată.

Pentru a cripta mesajul P, se calculează $C = Pe \pmod n$. Pentru a decripta C, se calculează $P = Cd \pmod n$. Se poate demonstra că pentru toți P din intervalul specificat, criptarea și decriptarea sunt funcții inverse una alteia. Pentru a realiza criptarea este nevoie de e și n. Pentru a realiza decriptarea este nevoie de d și n. De aceea, cheia publică constă din perechea (e, n) iar cheia privată din perechea (d, n).

Securitatea metodei este bazată pe dificultatea factorizării numerelor mari. Dacă un criptanalist ar putea factoriza numărul n (public cunoscut), el ar putea găsi p și q, iar din acestea pe z. Cu z și e cunoscuți, criptanalistul îl poate calcula pe d folosind algoritmul lui Euclid. Din fericire, matematicienii au încercat să factorizeze numere mari de cel puțin 300 de ani și experiența acumulată sugerează că aceasta este o problemă mai mult decât dificilă.

După Rivest și colegii săi, factorizarea unui număr de 500 de cifre necesită un timp de calcul de 1025 ani folosind forța brută. În ambele cazuri ei presupun că se folosește cel mai bun algoritm de factorizare și un calculator cu timp de execuție a unei instrucțiuni de 1 μsec. Chiar dacă viteza calculatoarelor va continua să sporească cu un ordin de mărime pe deceniu, vor mai trece secole până când factorizarea unui număr de 500 de cifre va deveni realizabilă, moment în care descendenții noștri vor alege pur și simplu p și q mai mari.

Un exemplu didactic banal pentru algoritmul RSA este dat în fig. 8-17. Pentru acest exemplu am ales $p = 3$ și $q = 11$, rezultând $n = 33$ și $z = 20$. O valoare potrivită pentru d este $d = 7$, deoarece 7 și 20 nu au factori comuni. Cu aceste alegeri, e poate fi găsit prin rezolvarea ecuației $7e = 1 \pmod{20}$, care dă $e = 3$. Textul cifrat, C, pentru textul clar al mesajului, P, este dat de $C = P^3 \pmod{33}$. Textul cifrat este decriptat de către receptor după regula $P = C^7 \pmod{33}$. Fig. prezintă ca exemplu criptarea și decriptarea textului clar „SUZANNE”.

Text clar (P)			Text cifrat (C)		După decriptare	
Simbolic	Numeric	P^3	$P^3 \pmod{33}$	C^7	$C^7 \pmod{33}$	Simbolic
S	19	6859	28	13492928512	19	S
U	21	9261	21	1801088541	21	U
Z	26	17576	20	1280000000	26	Z
A	01	1	1	1	01	A
N	14	2744	5	78125	14	N
N	14	2744	5	78125	14	N
E	05	125	26	8031810176	05	E

Calcul efectuat de emițător — Calcul efectuat de receptor

Fig. 8-17. Un exemplu de algoritm RSA.

Deoarece numerele prime alese pentru acest exemplu sunt prea mici, P trebuie să fie mai mic decât 33, deci fiecare bloc de text clar poate conține doar un singur caracter. Rezultatul este un cifru cu substituție monoalfabetică, nu foarte impresionant. Dacă în locul acestora am fi ales p și $q = 2^{512}$, am fi avut $n = 2^{1024}$, astfel încât fiecare bloc poate fi de până la 1024 de biți sau 128 de caractere de 8 biți, față de 8 caractere pentru DES și 16 caractere pentru AES.

Trebuie subliniat că folosirea RSA în modul descris este similară folosirii unui algoritm simetric în modul ECB - blocuri de intrare identice conduc la blocuri de ieșire identice. De aceea este necesară o anumită formă de înlănțuire pentru criptarea datelor. Totuși, în practică, cele mai multe sisteme bazate pe RSA folosesc criptografia cu cheie publică în principal pentru distribuirea cheilor de sesiune de unică folosință utilizate pentru un algoritm simetric ca AES sau triplu DES. RSA este prea lent pentru a cripta eficient volume mari de date, dar este folosit mult la distribuția de chei.

8.3.2 Alți algoritmi cu cheie publică

Cu toate că RSA este larg răspândit, nu este în nici un caz singurul algoritm cu cheie publică cunoscut. Primul algoritm cu cheie publică a fost algoritmul rucsacului (Merkle și Hellman, 1978). Ideea este că cineva posedă un număr mare de obiecte, fiecare cu greutate diferită. Posesorul codifică mesajul prin selecția secretă a unei submulțimi de obiecte și plasarea lor în rucsac. Greutatea totală a obiectelor din rucsac este făcută publică, ca și lista tuturor obiectelor posibile. Lista obiectelor din rucsac este ținută secretă. Cu câteva restricții suplimentare, problema găsirii unei liste de obiecte cu greutatea dată a fost gândită ca fiind intractabilă computațional și formează baza pentru algoritmul cu cheie publică.

Inventatorul algoritmului, Ralph Merkle, a fost aproape sigur că acest algoritm nu poate fi spart, astfel că el a oferit o recompensă de 100 de dolari oricui îl va putea sparge. Adi Shamir („S”-ul din RSA) l-a spart cu promptitudine și a primit recompensa. Fără a-și pierde curajul, Merkle și-a întărit algoritmul și a oferit o recompensă de 1000 de dolari oricui va putea sparge noul algoritm. Ronald Rivest („R” -ul din RSA) l-a spart cu promptitudine și a luat banii. Merkle nu a îndrăznit să ofere 10000 de dolari pentru următoarea versiune, astfel că „A” (Leonard Adelman) nu a avut noroc. Cu toate acestea, algoritmul rucsacului nu este considerat sigur și este rareori utilizat.

Alte scheme cu cheie publică sunt bazate pe dificultatea calculului logaritmilor discreți (Rabin, 1979). Algoritmii care folosesc acest principiu au fost inventați de El Gamal (1985) și Schnorr (1991).

Există câteva alte scheme, cum ar fi cele bazate pe curbe eliptice (Menezes și Vanstone, 1993), dar cele două categorii majore sunt cele bazate pe dificultatea factorizării numerelor mari și a calculului logaritmilor discreți modulo un număr prim mare. Aceste probleme sunt considerate ca fiind cu adevărat dificile deoarece matematicienii le studiază de mulți ani fără vreun progres notabil.

8.4 SEMNĂTURI DIGITALE

Autenticitatea multor documente legale, financiare și de alt gen este determinată de prezența sau absența unor semnături autorizate scrise de mână. Iar fotocopiile nu sunt valabile. Pentru ca sistemele de mesaje computerizate să înlocuiască transportul fizic al documentelor scrise cu cerneală pe hârtie trebuie găsită o metodă ca documentele să fie semnate într-un mod nefalsificabil.

Problema de a concepe un înlocuitor pentru semnăturile scrise de mână este destul de dificilă. De fapt, este necesar un sistem prin care una din părți poate trimite mesaje „semnate" celeilalte părți astfel încât:

1. Receptorul poate verifica identitatea pe care pretinde a o avea transmițătorul;
2. Transmițătorul nu poate să nege mai târziu că e autorul mesajului;
3. Receptorul nu poate să fi pregătit el însuși mesajul.

Prima cerință este necesară, de exemplu, în sistemele financiare. Atunci când calculatorul unui client ordonă calculatorului unei bănci să cumpere o tonă de aur, calculatorul băncii trebuie să poată să se asigure că acel calculator care dă ordinul aparține într-adevăr companiei al cărei cont va fi debitat. Cu alte cuvinte, banca trebuie să autentifice clientul (și clientul trebuie să autentifice banca).

A doua cerință este necesară pentru a proteja banca împotriva fraudei. Să presupunem că banca cumpără o tonă de aur și imediat după aceea prețul aurului scade brusc. Un client necinstit poate să acuze banca, pretinzând că el nu a emis niciodată vreun ordin de cumpărare de aur. Când banca prezintă mesajul în fața curții, clientul neagă faptul că l-ar fi trimis. Proprietatea că nici o parte a unui contract nu poate nega mai târziu faptul că l-a semnat se numește **nerepudiere** (eng.: nonrepudiation). Schemele cu semnătură digitală pe care le vom studia acum oferă această proprietate.

Cea de-a treia cerință este necesară pentru a proteja clientul în eventualitatea că prețul aurului explodează și banca încearcă să construiască un mesaj în care clientul cere cumpărarea unui lingou de aur în locul unei tone. În acest scenariu de fraudă, banca își păstrează restul de aur pentru ea însăși.

8.4.1 Semnături cu cheie simetrică

Un mod de abordare pentru semnăturile digitale este acela de a avea o autoritate centrală care știe totul și în care oricine are încredere, să spunem Big Brother (*BB*, rom.: fratele cel mare). Fiecare utilizator alege o cheie secretă și o duce personal la biroul *BB*. Astfel, doar Alice și *BB* vor cunoaște cheia secretă a lui Alice, K_A, ș.a.m.d.

Atunci când Alice dorește să trimită un mesaj în clar semnat, *P*, bancherului său, Bob, ea generează $K_A(B, R_A, t, P)$, unde *B* este identitatea lui Bob, R_A este un număr aleator ales de Alice, *t* este o amprentă de timp pentru a asigura prospețimea și $K_A(B, R_A, t, P)$ este mesajul criptat cu cheia ei K_A. Apoi îl trimite, după cum este se arată și în fig. 8-18. *BB* vede că mesajul este de la Alice, îl decriptează și îi trimite lui Bob mesajul ca în figură. Mesajul trimis spre Bob conține textul clar din mesajul lui Alice și, de asemenea, mesajul semnat $K_{BB}(A, t, P)$, unde t este amprenta de timp. Acum Bob rezolvă cererea lui Alice.

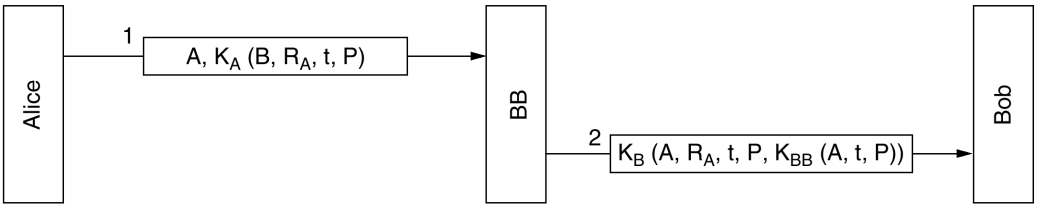


Fig. 8-18. Semnături digitale cu Big Brother.

Ce se întâmplă dacă Alice neagă mai târziu trimiterea mesajului? Primul pas este că toată lumea dă în judecată pe toată lumea (cel puțin în S.U.A.). În final, când cazul ajunge în fața curții și Alice

neagă cu înverșunare că a trimis lui Bob mesajul în dispută, judecătorul îl va întreba pe Bob cum poate fi sigur că mesajul disputat vine de la Alice și nu de la Trudy. Bob va arăta mai întâi că *BB* nu acceptă un mesaj de la Alice decât dacă este criptat cu K_A, așa că nu există nici o posibilitate ca Trudy să-i trimită lui *BB* un mesaj fals ca provenind de la Alice fără ca BB să îl detecteze imediat.

Apoi Bob va aduce în mod incontestabila Probă A, $K_{BB}(A, t, P)$. Bob spune că acesta este un mesaj semnat de *BB* care demonstrează că Alice i-a trimis *P* lui Bob. Judecătorul îi va cere apoi lui *BB* (în care toată lumea are încredere) să decripteze Proba A. Când *BB* va depune mărturie că Bob spune adevărul, judecătorul va de verdictul în favoarea lui Bob. Cazul va fi închis.

O problemă posibilă cu protocolul de semnare din fig. 8-18 apare atunci când Trudy replică oricare din mesaje. Pentru a minimiza această problemă, sunt folosite peste tot amprente de timp. Mai mult, Bob poate verifica toate mesajele recente să vadă dacă R_A a fost folosit în vreunul dintre ele. Dacă da, mesajul respectiv este ignorat deoarece este o replică. De remarcat că Bob va refuza toate mesajele foarte vechi din punct de vedere al amprentei de timp. Pentru a se păzi împotriva atacurilor cu replică instantanee, Bob verifică doar R_A al oricărui mesaj venit, ca să vadă dacă s-a mai primit în ultima oră un astfel de mesaj de la Alice. Dacă nu, Bob poate presupune fără nici un risc că mesajul reprezintă o nouă cerere.

8.4.2 Semnături cu cheie publică

O problemă structurală în folosirea criptografiei cu cheie secretă pentru semnături digitale este aceea că oricine trebuie să se încreadă în Big Brother. Mai mult decât atât, Big Brother poate citi toate mesajele semnate. Cei mai logici candidați pentru a juca rolul lui Big Brother sunt guvernul, băncile, contabilii și avocații. Din păcate, nici una dintre aceste organizații nu inspiră încredere totală tuturor cetățenilor. De aceea ar fi frumos dacă semnarea documentelor nu ar necesita existența unei astfel de autorități de încredere.

Din fericire, criptografia cu cheie publică își poate aduce aici o importantă contribuție. Să presupunem că algoritmii de criptare și decriptare cu cheie publică au proprietatea că $E(D(P))=P$ în plus față de proprietatea uzuală $D(E(P))=P$. (RSA are această proprietate, deci presupunerea nu este nerezonabilă). Presupunând acest lucru, Alice poate trimite un text clar semnat, *P*, lui Bob transmițând $E_B(D_A(P))$. O observație importantă aici este aceea că Alice cunoaște atât propria sa cheie secretă, D_A, cât și cheia publică a lui Bob, E_B, astfel încât construcția acestui mesaj este pentru Alice un lucru realizabil.

Când Bob primește mesajul, el îl transformă, folosindu-și cheia privată, ca de obicei, rezultând $D_A(P)$, după cum este arătat și în fig. 8-19. El memorează acest text într-un loc sigur și apoi aplică E_A pentru a obține textul clar original.

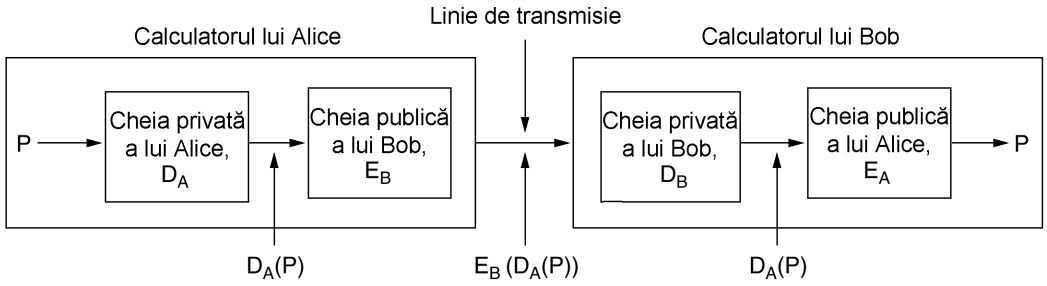


Fig. 8-19. Semnături digitale folosind criptografia cu cheie publică.

Pentru a vedea cum lucrează proprietatea de semnătură, să presupunem că Alice neagă ulterior trimiterea mesajului P lui Bob. Atunci când cazul ajunge în fața curții, Bob poate aduce ca probe atât P cât și $D_A(P)$. Judecătorul poate verifica ușor că Bob are un mesaj valid criptat cu D_A, doar aplicând E_A asupra lui. Deoarece Bob nu știe care este cheia privată a lui Alice, singurul mod prin care Bob poate să fi primit mesajul criptat cu această cheie privată este ca Alice în persoană să-l fi trimis. Cât timp va sta în închisoare pentru minciună și fraudă Alice va avea suficient timp să conceapă noi algoritmi cu cheie publică interesanți.

Cu toate că folosirea criptografiei cu cheie publică pentru semnături digitale este o schemă elegantă, există probleme legate mai degrabă de mediul în care acestea operează decât de algoritmul de la bază. De exemplu, Bob poate dovedi că mesajul a fost trimis de către Alice doar atâta vreme cât DA rămâne secret. Dacă Alice dezvăluie cheia sa secretă acest argument nu va mai fi valabil, deoarece oricine poate să fi trimis mesajul, chiar și Bob.

Problema poate apărea, de exemplu, dacă Bob este agentul de vânzări al lui Alice. Alice îi spune lui Bob să cumpere niște acțiuni. Imediat după aceea, prețul scade vertiginos. Pentru a repudia mesajul său către Bob, Alice face o plângere la poliție, pretinzând că i-a fost spartă casa și furată cheia secretă. În funcție de legislația din țara sau ținutul său, ea poate fi sau nu răspunzătoare legal, în special dacă pretinde că a descoperit spargerea când s-a întors acasă de la muncă, la câteva ore mai târziu.

O altă problemă cu schema de semnătură este ce se întâmplă dacă Alice decide să-și schimbe cheia. A face acest lucru este evident legal și este probabil o idee bună să o facă periodic. Dacă în justiție apare mai târziu un caz, așa cum s-a povestit mai sus, judecătorul va aplica actualul EA la DA(P) și va descoperi că nu se obține P. Bob va fi atunci într-o situație delicată.

În principiu, orice algoritm cu cheie publică poate fi folosit pentru semnături digitale. Standardul de facto în industrie este algoritmul RSA. Multe produse pentru securitate îl folosesc. Totuși, în 1991, NIST (National Institute of Standards and Technology) a propus o variantă a algoritmului cu cheie publică El Gamal pentru noul lor standard **DSS** (**Digital Signature Standard,** rom.: Standard pentru Semnătură Digitală) . El Gamal își bazează securitatea pe dificultatea calculului logaritmilor discreți și nu pe dificultatea factorizării numerelor mari.

Ca de obicei, când guvernul încearcă să impună standarde criptografice, s-a iscat o reacție antagonistă de masă. DSS a fost criticat pentru a fi:

1. Prea secret (NSA a proiectat protocolul pentru folosirea El Gamal).
2. Prea lent (de 10 până la 40 de ori mai lent decât RSA în verificarea semnăturilor).
3. Prea nou (El Gamal nu a fost încă suficient analizat).
4. Prea nesigur (chei fixe de 512 biți).

După o revizuire ulterioară, cel de-al patrulea motiv a fost eliminat fiindcă s-au permis chei de până la 1024 biți. Cu toate acestea, primele două puncte rămân valide.

8.4.3 Rezumate de mesaje

O critică adusă schemelor de semnătură este aceea că adeseori cuplează două funcții distincte: autentificare și confidențialitate. Adesea, autentificarea este necesară, dar confidențialitatea nu. De asemenea, obținerea unei licențe de export este deseori mai ușoară dacă sistemul în chestiune oferă numai autentificare dar nu și confidențialitate. Mai jos vom descrie o schemă de autentificare care nu necesită criptarea întregului mesaj.

Schema este bazată pe ideea unei funcții de dispersie neinversabile care preia o bucată de text clar de lungime arbitrară din care calculează un șir de biți de lungime fixă. Funcția de dispersie, *MD*, adeseori numită **rezumat** (**digest**) **al mesajului**, are patru proprietăți importante:

1. Dat fiind *P*, este ușor de calculat *MD*(*P*).
2. Dat fiind *MD*(*P*), este efectiv imposibil de calculat *P*.
3. Dat fiind *P* nimeni nu poate găsi P' astfel încât $MD(P')=MD(P)$.
4. O schimbare la intrare chiar și de 1 bit produce o ieșire foarte diferită.

Pentru a satisface criteriul 3, dispersia trebuie să aibă cel puțin 128 de biți lungime, de preferat chiar mai mult. Pentru a satisface criteriul 4, dispersia trebuie să amestece biții foarte bine, la fel ca algoritmii de criptare cu cheie simetrică pe care i-am văzut.

Calculul rezumatului unui mesaj dintr-o bucată de text clar este mult mai rapidă decât criptarea acelui text clar cu un algoritm cu cheie publică, deci rezumatele de mesaje pot fi folosite pentru a oferi viteză algoritmilor cu semnătură digitală. Pentru a vedea cum lucrează, să considerăm din nou protocolul de semnătură din fig. 8-18. În loc de a semna P cu $K_{BB}(A, t, P)$, *BB* calculează acum rezumatul mesajului aplicând *MD* lui *P*, rezultând *MD*(*P*). *BB* include apoi $K_{BB}(A, t, MD(P))$ ca al cincilea element în lista criptată cu K_B care este trimisă lui Bob, în loc de $K_{BB}(A, t, P)$.

Dacă apare o dispută, Bob poate aduce ca argumente atât *P* cât și $K_{BB}(A, t, MD(P))$. După ce Big Brother l-a decriptat pentru judecător, Bob are *MD*(*P*), care este garantat a fi original și pretinsul *P*. Totuși, deoarece este efectiv imposibil ca Bob să găsească un alt mesaj care să aibă acest rezumat, judecătorul va fi convins ușor că Bob spune adevărul. Folosirea rezumatelor mesajelor în acest mod economisește atât timpul de criptare cât și costurile pentru transport și memorare.

Calculul rezumatelor mesajelor funcționează și în criptosistemele cu chei publice, după cum este arătat și în fig. 8-20. Aici, Alice calculează mai întâi rezumatul de mesaj pentru textul său clar. Apoi ea semnează rezumatul și trimite atât rezumatul semnat cât și textul clar lui Bob. Dacă Trudy îl înlocuiește pe *P* în timpul transferului, Bob va vedea aceasta atunci când va calcula el însuși *MD*(*P*).

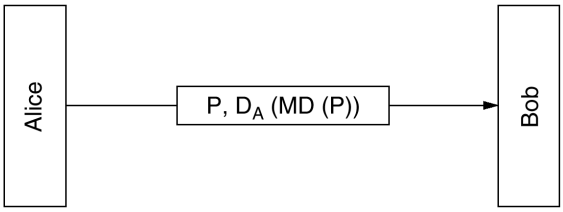


Fig. 8-20. Semnături digitale folosind rezumatul mesajului.

MD5

Au fost propuse diverse de funcții pentru calculul rezumatului mesajelor. Cele mai folosite sunt MD5 (Rivest, 1992) și SHA-1 (NIST, 1993). **MD5** este a cincea dintr-o serie de funcții de dispersie proiectate de Ronald Rivest. Operează prin amestecarea biților într-un mod suficient de complicat, astfel încât fiecare bit de ieșire să fie afectat de fiecare bit de intrare. Foarte pe scurt, algoritmul începe prin a umple mesajul până la o lungime de 448 de biți (modulo 512). Apoi lungimea originală a mesajului este adăugată ca un întreg pe 64 de biți, dând o intrare totală a cărei lungime este un multiplu de 512 de biți. Ultimul pas dinaintea începerii calculului este inițializarea unui tampon de 128 de biți la o valoare fixă.

Apoi începe calculul. Fiecare rundă ia un bloc de intrare de 512 de biți și îl amestecă complet cu tamponul de 128 de biți. Ca o măsură suplimentară, este folosită și o tabelă construită folosind func-

ția sinus. Utilizarea unei funcții cunoscute cum este sinus nu se datorează faptului că este mai aleatoare decât un generator de numere aleatoare, ci pentru a evita orice suspiciune că proiectantul a inclus o trapă inteligent ascunsă prin care doar el poate intra. Refuzul IBM-ului de a dezvălui principiile aflate la baza proiectării cutiilor S din DES a dus la destul de multe speculații privind existența trapelor ascunse. Rivest a vrut să evite această suspiciune. Pentru fiecare bloc de intrare sunt efectuate patru runde. Acest proces continuă până când sunt consumate toate blocurile de intrare. Conținutul tamponului de 128 de biți formează rezumatul mesajului.

MD5 este activ deja de peste o decadă și a fost atacat de mulți. S-au găsit câteva vulnerabilități, dar anumiți pași interni previn spargerea lui. Totuși, dacă barierele care rămân în MD5 cad, poate că într-un final va cădea și el. Cu toate acestea, la momentul scrierii acestei cărți el stătea încă în picioare.

SHA-1

Altă funcție majoră pentru calculul rezumatului este **SHA** (**Secure Hash Algorithm,** rom.: Algoritm de Dispersie Sigur), dezvoltată de NSA și acceptată de către NIST ca FIPS 180-1. Ca și MD5, SHA-1 prelucrează datele de intrare în blocuri de câte 512 de biți, dar, spre deosebire de MD5, generează un rezumat de mesaj de 160 de biți. Un mod tipic pentru Alice de a trimite un mesaj nesecret dar semnat lui Bob este ilustrat în fig. 8-21. Aici mesajul ei de text clar este introdus în algoritmul SHA-1 pentru a obține o dispersie SHA-1 de 160 biți. Apoi Alice semnează dispersia cu cheia sa privată RSA și trimite atât mesajul în text clar cât și dispersia semnată lui Bob.

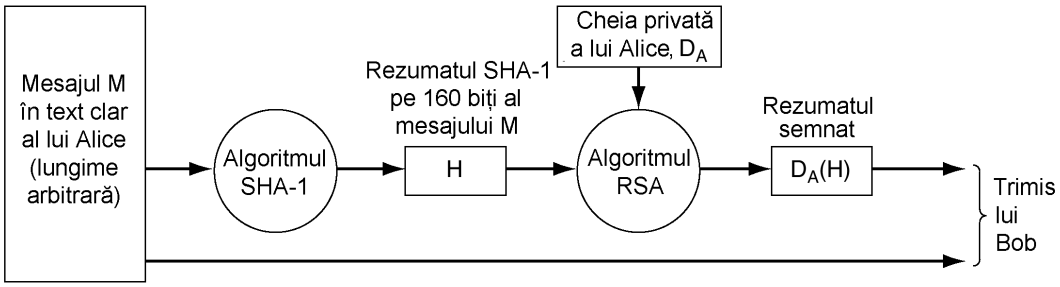


Fig. 8-21. Folosirea lui SHA-1 și RSA pentru a semna mesaje nesecrete

După ce primește mesajul, Bob calculează el însuși dispersia SHA-1 și aplică de asemenea cheia publică a lui Alice asupra dispersiei semnate pentru a obține dispersia originală *H*. Dacă cele două se potrivesc, mesajul este considerat valid. Deoarece nu există nici o cale pentru Trudy de a modifica mesajul (în text clar) în timp ce se trimite și de a produce unul nou care dă ca dispersie H, Bob poate să detecteze ușor orice modificări pe care le-a adus Trudy mesajului. Pentru mesajele a căror integritate este importantă dar al căror conținut nu este secret, se folosește pe larg schema din fig. 8-21. În schimbul unui cost de calcul relativ mic, ea garantează că orice modificări făcute asupra mesajului în text clar în tranzit pot fi detectate cu o probabilitate foarte mare.

Acum să vedem pe scurt cum lucrează SHA-1. Acesta începe prin a completa mesajul, adăugând la sfârșit un bit 1, urmat de atâți biți 0 câți sunt necesari pentru a obține o lungime multiplu de 512 de biți. Apoi se introduce prin OR în cei 64 de biți mai puțin semnificativi un număr de 64 biți conținând lungimea mesajului înaintea completării. În fig. 8-22, este arătat mesajul cu completare la dreapta deoarece textul și cifrele englezești merg de la stânga la dreapta (adică dreapta jos este perceput în general ca sfârșit de cifră). La calculatoare, această orientare corespunde la mașini de tip

big-endian ca SPARC, dar SHA-1 completează întotdeauna sfârșitul mesajului, indiferent de ce tip de endian este mașina.

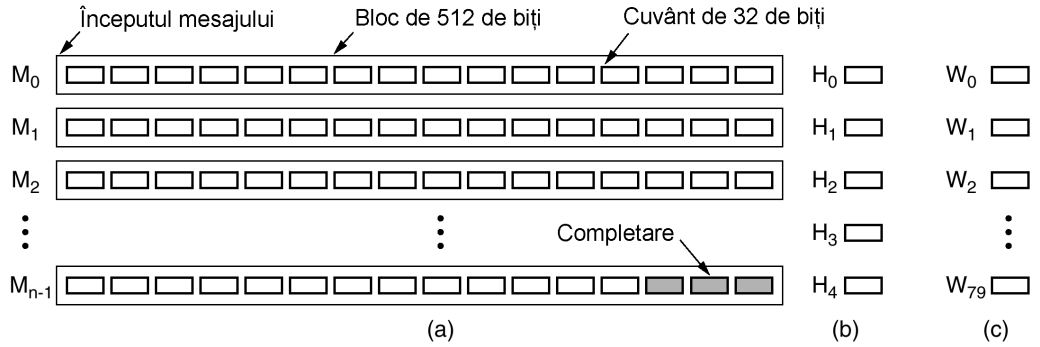


Fig. 8-22. (a) Un mesaj completat până la un multiplu de 512 biți. (b) Variabilele de ieșire. (c) Vectorul de cuvinte

În timpul calculului, SHA-1 păstrează cinci variabile de 32 de biți, H_0 până la H_4, în care se acumulează dispersia. Acestea sunt arătate în fig. 8-22(b). Ele sunt inițializate la constante specificate în standard.

Fiecare din blocurile M_0 până la M_{n-1} este prelucrat pe rând. Pentru blocul curent, primele 16 cuvinte sunt copiate mai întâi la începutul unui vector auxiliar de 80 de cuvinte, W, ca în fig. 8-22(c). Apoi celelalte 64 de cuvinte din W sunt umplute folosind formula

$$W_i = S^i(W_{i-3} \text{ XOR } W_{i-8} \text{ XOR } W_{i-14} \text{ XOR } W_{i-16}) \quad (16 \le i \le 79)$$

unde $S^b(W)$ reprezintă rotația circulară la stânga, cu *b* biți a cuvântului de 32 de biți *W*. Cinci variabile auxiliare, de la A până la E, sunt apoi inițializate din $H_0 - H_4$ respectiv.

Calculul poate fi prezentat în pseudo-C astfel:

```
for (i = 0; i < 80; i++) {
        temp = S^5(A) + f_i(B, C, D) + E + W_i + K_i;
        E = D; D = C; C = S^30(B); B = A; A = temp;
}
```

unde constantele K_i sunt definite în standard. Funcțiile de amestecare f_i sunt definite astfel:

f_i(B, C, D) = (B AND C) OR (NOT B AND D) ($0 \le i \ge 19$)
f_i(B, C, D) = B XOR C XOR D ($20 \le i \ge 39$)
f_i(B, C, D) = (B AND C) OR (B AND D) OR (C AND D) ($40 \le i \ge 59$)
f_i(B, C, D) = B XOR C XOR D ($60 \le i \ge 79$)

Când toate cele 80 de iterații ale buclei sunt terminate, variabilele A până la E sunt adăugate la H_0 până la H_4, respectiv.

După prelucrarea primului bloc de 512 de biți, se începe următorul. Vectorul W este reinițializat din noul bloc, dar *H* este lăsat cum era. Când acest bloc se termină, se începe următorul, ș.a.m.d., până când toate blocurile de 512 de biți ale mesajului au fost băgate în seamă. Când ultimul bloc a fost terminat, cele cinci cuvinte de 32 de biți din vectorul *H* sunt scoase la ieșire ca dispersia criptografică de 160 biți. Codul complet C pentru SHA-1 este dat în RFC 3174.

Noi versiuni ale SHA-1 sunt în curs de alcătuire pentru dispersii de respectiv 256, 384 și 512 biți.

8.4.4 Atacul zilei de naștere

În lumea criptografiei, nimic nu este ceea ce pare a fi. S-ar putea crede că sunt necesare 2m operații pentru a falsifica un rezumat de m biți. De fapt, 2m/2 sunt suficiente dacă se folosește atacul zilei de naștere, o abordare publicată de Yuval (1979) în lucrarea sa „How to Swindle Rabin" (rom.: Cum să-l jefuiești pe Rabin).

Ideea acestui atac vine de la o tehnică pe care profesorii de matematică o folosesc adeseori în cursurile lor de teoria probabilităților. Întrebarea este: Câți studenți trebuie să fie într-o clasă pentru ca probabilitatea de a exista doi studenți cu aceeași dată de naștere să fie 1/2? Mulți studenți se așteaptă ca răspunsul să fie ceva peste 100. De fapt, teoria probabilităților spune că trebuie să fie exact 23. Fără a face o analiză riguroasă, intuitiv, cu 23 de oameni se pot forma $(23\times23)/2 = 253$ perechi diferite, fiecare dintre ele având o probabilitate de 1/365 să fie cea potrivită. În această lumină, rezultatul nu mai este deloc surprinzător.

Mai general, dacă există o corespondență între intrări și ieșiri cu n intrări (oameni, mesaje etc.) și k ieșiri (zile de naștere, rezumate etc.), există n(n-2)/2 perechi de intrare. Dacă n(n-2)/2 > k, șansa de a avea cel puțin o potrivire este destul de mare. Astfel, cu aproximație, o potrivire este posibilă pentru $n > \sqrt{k}$. Acest rezultat înseamnă că un rezumat de 64 de biți poate fi probabil spart prin generarea a aproape 232 mesaje și căutând două cu același rezumat.

Să vedem acum un exemplu practic. Departamentul de Știința Calculatoarelor de la Universitatea de Stat are disponibil un post de profesor titular și există doi candidați la el, Tom și Dick. Tom a fost angajat cu doi ani înaintea lui Dick, așa că el merge primul la verificare. Dacă reușește, Dick are ghinion. Tom știe că șefa departamentului, Marylin, are o impresie bună despre activitatea sa, așa că o roagă să îi scrie o scrisoare de recomandare pentru decan, cel care va decide în cazul său. Odată trimise, toate scrisorile devin confidențiale.

Marylin spune secretarei, Ellen, să scrie Decanului o scrisoare, subliniind ceea ce dorește. Când este gata, Marylin o va revizui, va calcula și va semna un rezumat de 64 de biți și îl va trimite decanului. Ellen poate trimite scrisoarea mai târziu, prin poștă electronică.

Din nefericire pentru Tom, Ellen are o idilă cu Dick și i-ar plăcea să îl facă pe Tom să eșueze, așa că ea scrie o scrisoare cu următoarele 32 de opțiuni cuprinse între paranteze drepte.

Dear Dean Smith,

This [*letter* | *message*] is to give my [*honest* | *frank*] opinion of Prof. Tom Wilson, who is [*a candidate* | *up*] for tenure [*now* | *this year*]. I have [*known* | *worked with*] Prof. Wilson for [*about* | *almost*] six years. He is an [*outstanding* | *excellent*] researcher of great [*talent* | *ability*] known [*worldwide* | *internationally*] for his [*brilliant* | *creative*] insights into [*many* | *a wide variety of*] [*difficult* | *challenging*] problems.

He is also a [*highly* | *greatly*] [*respected* | *admired*] [*teacher* | *educator*]. His students give his [*classes* | *courses*] [*rave* | *spectacular*] reviews. He is [*our* | *the Department's*] [*most popular* | *best-loved*] [*teacher* | *instructor*].

[*In addition* | *Additionally*] Prof. Wilson is a [*gifted* | *effective*] fund raiser. His [*grants* | *contracts*] have brought a [*large* | *substantial*] amount of money into [*the* | *our*] Department. [*This money has* | *These funds have*] [*enabled* | *permitted*] us to [*pursue* | *carry out*] many [*special* | *important*] programs, [*such as* | *for example*] your State 2000 program. Without these funds we would [*be enable* | *not be able*] to continue this program which is so [*important* | *essential*] to both of us. I strongly urge you to grant him tenure.

Din nefericire pentru Tom, imediat după ce Ellen termină de alcătuit și introdus mesajul, ea scrie de asemenea un al doilea mesaj:

Dear Dean Smith,

This [*letter* | *message*] is to give my [*honest* | *frank*] opinion of Prof. Tom Wilson, who is [*a candidate* | *up*] for tenure [*now* | *this year*]. I have [*known* | *worked with*]. Prof. Wilson for [*about* | *almost*] six years. He is an [*poor* | *weak*] researcher not well known in his [*field* | *area*]. His research [*hardly ever* | *rarely*] shows [*insight in* | *understanding of*] the [*key* | *major*] problems of [*the* | *our*] day.

Furthermore, he is not a [*respected* | *admired*] [*teacher* | *educator*]. His students give his [*classes* | *courses*] [*poor* | *bad*] reviews. He is [*our* | *the Department's*] least popular [*teacher* | *instructor*], known [*mostly* | *primarily*] within [*our* | *the*] Department for his [*tendency* | *propensity*] to [*ridicule* | *embarrass*] students [*foolish* | *imprudent*] enough to ask questions in his classes.

[In addition | *Additionally*] Tom is a [*poor* | *marginal*] fund raiser. His [*grants* | *contracts*] have brought only a [*meager* | *insignificant*] amount of money into [*the* | *our*] Department. Unless new [*money is* | *funds are*] quickly located, we must have to cancel essential programs such as your State 2000 program. Unfortunately, under these [*conditions* | *circumstances*]. I cannot in good [*conscience* | *faith*] recommend him to you for [*tenure* | *a permanent position*].

Ellen pune calculatorul să calculeze în timpul nopții 2^{32} rezumate de mesaj pentru fiecare scrisoare. Există șanse ca un rezumat al primei scrisori să se potrivească cu un rezumat al celei de-a doua scrisori. Dacă nu, ea poate să adauge mai multe opțiuni și să încerce din nou în timpul weekendului. Să presupunem că găsește o potrivire. Să notăm scrisoarea „bună" cu *A* și scrisoarea „rea" cu *B*.

Ellen trimite acum scrisoarea *A* lui Marilyn pentru aprobare. Scrisoarea B o păstrează complet secretă, nearătând-o nimănui. Desigur că Marilyn o aprobă, calculează rezumatul de 64 de biți, semnează rezumatul și trimite rezumatul semnat decanului Smith. Independent, Ellen îi trimite decanului Smith scrisoarea *B (*și nu scrisoarea *A*, cum trebuia).

După ce primește scrisoarea și rezumatul semnat, decanul rulează algoritmul de calcul al rezumatului pentru scrisoarea *B*, vede că se potrivește cu ceea ce i-a trimis Marilyn și îl dă afară pe Tom. Decanul nu înțelege că Ellen a reușit să genereze două scrisori cu același rezumat și i-a trimis o scrisoare diferită decât cea pe care a văzut-o și aprobat-o Marilyn. (Sfârșit opțional: Ellen îi povestește lui Dick ceea ce a făcut. Dick este revoltat și rupe relația cu ea. Ellen este furioasă și se confesează lui Marilyn. Marilyn îl sună pe Decan. Tom obține până la urmă postul). Atacul zilei de naștere este nefezabil la MD5 deoarece, chiar și la un miliard de rezumate pe secundă, ar trebui peste 500 de ani pentru a calcula 2^{64} rezumate pentru cele două scrisori, cu 64 de variante fiecare, și nici atunci succesul nefiind garantat. SHA-1 este mai bun (deoarece este mai lung).

8.5 GESTIONAREA CHEILOR PUBLICE

Criptografia cu chei publice face posibilă comunicația sigură între persoane care nu împart o cheie comună. De asemenea face posibilă semnarea mesajelor fără prezența unei a treia părți de încredere. În fine, rezumatul mesajului semnat face posibilă verificarea ușoară a integrității mesajelor primite.

Oricum, există o problemă peste care am trecut un pic cam repede: dacă Alice și Bob nu se cunosc unul pe altul, cum își pot afla cheile publice pentru a porni procesul de comunicație? Soluția evidentă – puneți cheia publică pe web – nu merge datorită următorului motiv. Presupunem că Alice vrea să caute cheia publică a lui Bob pe site-ul lui de web. Cum face ea acest lucru? Începe prin a tasta adresa de web a lui Bob. Browserul ei va căuta adresa DNS a paginii principale a lui Bob și va trimite o cerere de tip *GET*, așa cum se indică în fig. 8-23. Din păcate, Trudy interceptează cererea și răspunde cu o falsă pagină principală, probabil o copie a paginii principale a lui Bob în care s-a înlocuit cheia publică a lui Bob cu cheia publică a lui Trudy. Când Alice va cripta primul ei mesaj cu E_T, Trudy îl va decripta, îl va citi, îl va recripta cu cheia publică a lui Bob și îl va trimite apoi lui Bob, care nu este capabil să-și dea seama că Trudy i-a citit mesajele primite. Și mai grav, Trudy poate modifica mesajele înainte de a le recripta pentru Bob. În mod evident, este nevoie de un mecanism care să asigure un schimb sigur de chei publice.

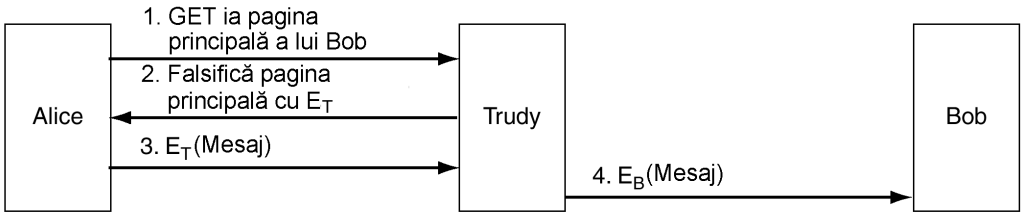


Fig. 8-23. O modalitate prin care Trudy sparge infrastructura cu chei publice

8.5.1 Certificate

Ca o primă încercare de distribuire sigură a cheilor publice, ne putem imagina un centru de distribuție a cheilor disponibil 24 de ore pe zi pentru a oferi chei publice la cerere. Una dintre multele probleme ale acestei soluții este lipsa de scalabilitate și faptul că centrul de distribuție de chei va deveni rapid un punct de gâtuire a procesului de distribuție de chei. De asemenea, dacă centrul se va opri vreodată, securitatea Internetului se va pierde in mod subit.

Din cauza acestor motive, s-a dezvoltat o soluție diferită, care nu presupune un centru de distribuție de chei care să fie disponibil tot timpul. De fapt, acesta nu trebuie să fie disponibil deloc. În schimb, soluția aleasă certifică faptul că o cheie publică aparține unei anume persoane, companii sau altei organizații. O organizație care certifică chei publice este numită **CA (Certification Authority, rom.: Autoritate de Certificare)**.

Subsemnatul certific faptul că cheia publică
19836A8B03030CF83737E3837837FC3s87092827262643FFA82710382828282A
aparține lui
Robert John Smith
12345 University Avenue
Berkeley, CA 94702
Birthday: July 4, 1958
Email: bob@superdupernet.com

Rezumatul SHA-1 al certificatului de mai sus semnat cu cheia privată a CA

Fig. 8-24. Un certificat posibil și rezumatul său semnat

De exemplu, să presupunem că Bob vrea să-i permită lui Alice și altor persoane să comunice în mod sigur cu el. El poate să meargă la un CA cu cheia sa publică însoțită de pașaport sau permisul de conducere și să ceară să fie certificat. CA-ul va emite un certificat similar cu cel din fig. 8-24 și va semna rezumatul de tip SHA-1 al certificatului cu cheia sa secretă. Bob va plăti prețul cerut de CA și va obține o dischetă conținând certificatul și rezumatul semnat.Scopul principal al unui certificat este să facă legătura între o cheie publică și o entitate (individ, companie etc.). Certificatele în sine nu sunt secrete sau protejate. Bob poate, de exemplu, să decidă să-și pună noul certificat pe sit-ul său web, cu o legătură către pagina sa principală în care sa afirme: "Apasă aici pentru certificatul chei mele publice". Ca rezultat se vor returna atât certificatul cât și semnătura sa (codul de dispersie semnat SHA-1 al certificatului).

Să mai analizam încă o dată scenariul din fig. 8-23. Când Trudy interceptează cererea lui Alice pentru pagina principală a lui Bob, ce poate face ea acum? Își poate pune propriul ei certificat și semnătura pe pagina falsă, dar când Alice va citi certificatul își va da seama imediat că nu vorbește cu Bob deoarece numele lui Bob nu se găsește în certificat. Trudy poate modifica pagina lui Bob din mers, înlocuind cheia publică a lui Bob cu propria ei cheie. Oricum, când Alice va rula algoritmul SHA-1 pe certificat, va obține un rezumat care va fi diferit de cel obținut prin aplicarea cheii publice a CA-ului asupra semnăturii certificatului. Cum Trudy nu deține cheia privată a CA-ului, ea nu are nici o modalitate de a genera un bloc de semnătură care să conțină codul de dispersie modificat de ea, prin înlocuirea propriei sale chei publice în pagina de web. În acest fel Alice poate fi sigură ca are cheia publică a lui Bob și nu pe cea a lui Trudy sau a altcuiva. Cum am promis, această schemă nu presupune un CA disponibil mereu pentru verificare, eliminându-se astfel o posibilă gâtuire.

În timp ce funcția standard a unui certificat este de a face legătura între o cheie publică și o entitate, un certificat poate face legătura între o cheie publică și un atribut. De exemplu un certificat poate afirma: "Această cheie publică aparține cuiva care are vârsta de peste 18 ani. Ea poate fi folosită pentru a dovedi că posesorul cheii private nu este minor și că are acces la materiale interzise copiilor și așa mai departe" , fără a dezvălui identitatea posesorului certificatului. În mod obișnuit, persoana care deține un certificat, îl va trimite unui sit Web, persoană sau proces de administrare, în care se ține cont de vârstă. Acel sit (persoana sau procesul de administrare) va genera un număr aleator și îl va cripta cu cheia publică prezentă în certificat. Dacă posesorul certificatului este capabil să decripteze mesajul și să-l trimită înapoi, acest lucru va fi o dovada că posesorul deține într-adevăr atributul din certificat. Ca alternativă, numărul aleator poate fi folosit pentru a genera o cheie de sesiune pentru a garanta comunicația.

Un alt exemplu în care certificatul poate conține un atribut este cazul sistemelor distribuite orientate pe obiecte. Fiecare obiect are în mod normal mai multe metode. Proprietarul unui obiect poate oferi fiecărui client un certificat care să conțină o hartă de biți cu metode ce sunt permise clientului respectiv și poate face legătura între cheia publică și harta de biți prin folosirea unui certificat semnat. Și în acest caz, dacă posesorul certificatului poate dovedi că este în posesia cheii secrete corespunzătoare, el va avea dreptul să execute metodele identificate de harta de biți. Certificatul are proprietatea că identitatea posesorului nu trebuie să fie cunoscută, proprietate utilă în situații în care confidențialitatea este importantă.

8.5.2 X.509

Dacă fiecare persoană care dorește ceva semnat ar merge la CA pentru diverse tipuri de certificate, gestionarea tuturor tipurilor de formate ar deveni curând o problemă. Pentru a rezolva această

problemă, s-a proiectat și aprobat de către ITU un standard pentru certificate. Standardul se numește X.509 și este folosit pe scara largă în Internet. De la prima standardizare din 1998, au existat trei versiuni. Vom discuta mai departe despre V3.

X.509 a fost foarte mult influențat de lumea OSI, împrumutând unele din cele mai proaste trăsături (ex. politica de nume și codificarea). În mod surprinzător, IETF a fost de acord cu X.509, chiar dacă în alte domenii, de la adresele mașinilor la protocoalele de transport și formatul poștei electronice, IETF ignoră OSI și încearcă să facă lucrurile corect. Versiunea IETF pentru X.509 este descrisă în RFC 3280.

În principal, X.509 este o modalitate de a descrie certificate. Câmpurile principale dintr-un certificat sunt listate in fig. 8-25. Descrierea dată aici ar trebui să ofere o idee generală a ceea ce fac câmpurile respective. Pentru informații adiționale, vă rog să consultați standardul în sine sau RFC 2459.

Câmp	Semnificație
Versiune	Ce versiune de X.509 este utilizată
Număr Serial	Acest număr împreună numele CA-ului identifică în mod unic certificatul
Algoritm de semnare	Algoritmul folosit la semnarea certificatului
Emitent	Numele X.500 al CA-ului
Perioada de validitate	Momentele de început și sfârșit ale perioadei de validitate
Numele subiectului	Entitatea care este certificată
Cheia publică	Cheia publică a subiectului și ID-ul algoritmului folosit
ID emitent	Un identificator opțional identificând în mod unic emitentul certificatului
ID subiect	Un identificator opțional identificând în mod unic subiectul certificatului
Extinderi	Au fost definite mai multe extinderi
Semnătura	Semnătura certificatului (semnat cu cheia privată a CA-ului)

Fig. 8-25. Câmpurile principale dintr-un certificat X.509

De exemplu, daca Bob lucrează în departamentul de împrumuturi al Băncii Bani, adresa sa X.500 poate sa fie:

/c=US/O=MoneyBanc/OU=Loan/CN=Bob/

unde C indică țara, O indica organizația, OU reprezintă o unitate din organizație, și CN este folosit drept numele comun (eng.: common name). CA-urile și alte entități sunt denumite similar. O problemă mare cu numele X.500 este că, dacă Alice vrea să-l contacteze pe bob@moneybank.com și are un certificat conținând un nume X.500, nu este evident că acel certificat se referă la acel Bob pe care vrea ea să-l contacteze. Din fericire, începând cu versiunea 3, sunt permise numele DNS în loc de numele X.500, deci această problemă ar putea să dispară.

Certificatele sunt codificate folosind **OSI ASN.1 (eng.: Abstract Syntax Notation 1, rom.: Notația sintactică abstractă 1)**, care poate fi văzută ca o structură C, cu excepția unei notații foarte specifice și detaliate. Mai multe informații despre X.509 pot fi găsite in (Ford și Baum, 2000).

8.5.3 Infrastructuri cu chei publice

Existența unei singure Autorități de certificare care să emită toate certificatele din lume nu este evident o bună soluție. Ea ar ceda datorită încărcării mari și va fi în același timp și un punct central de defectare. O soluție posibilă este existența mai multor CA-uri, toate rulând în cadrul aceleași organizații și folosind aceeași cheie privată pentru semnarea certificatelor. Cu toate că se rezolvă problema încărcării și a defectării, această soluție introduce o problemă nouă: dezvăluirea cheilor. Dacă ar exista o zeci de servere împrăștiate prin lume, toate deținând cheia privată a CA-ului, posibilitatea

furtului cheii private sau a dezvăluirii ei va crește foarte mult. Cum compromiterea acestei chei va ruina securitatea infrastructurii electronice mondiale, existența unei singure CA centrale este un risc foarte mare.

În plus, ce organizații vor juca rolul de CA? Este foarte greu de imaginat că orice autoritate este acceptată la nivel mondial ca legitimă și de încredere. În unele țări oamenii vor insista să fie guvernamentală, în timp ce în altele vor insista să nu fie o organizație guvernamentală.

Din cauza acestor motive, a fost dezvoltată o altă variantă de certificare a cheilor publice. Denumirea generală este de **PKI** (eng.: **Public Key Infrastructure**, rom.: **Infrastructură cu chei publice)** . În această secțiune vom prezenta pe scurt cum funcționează PKI în general, deși au existat mai multe propuneri care vor face ca detaliile să evolueze în timp.

O PKI are mai multe componente, incluzând utilizatorii, CA-urile, certificatele și directoarele. Scopul unei PKI este să ofere o structurare a acestor componente și să definească standarde pentru diferite documente și protocoale. O formă particulară de PKI este o ierarhie de CA-uri, așa cum se arată în fig. 8-26. În acest exemplu se prezintă trei niveluri, dar în practică pot fi mai multe sau mai puține. CA-ul din vârf, rădăcina, certifică a doua CA, pe care o vom denumi **RA** (eng.: **Regional Authority**, rom.: **Autoritate Regională**) deoarece va răspunde de anumite regiuni geografice, precum o țară sau un continent. Acest termen nu este standard; de fapt nici un termen referitor la diferite nivele din arbore nu este standardizat. Aceste RA-uri certifică de fapt adevăratele CA-uri, care vor emite certificate X.509 pentru organizații și indivizi. Când rădăcina autorizează o nouă RA, ea va genera un nou certificat X.509 care atestă că a aprobat RA-ul, incluzând în el noua cheie publică a RA-ului, îl va semna și îl va trimite RA-ului. Similar, RA-ul aprobă noi CA-uri, generează și semnează certificate care atestă aprobarea și conțin cheia publică a CA-ului.

PKI-ul nostru funcționează în modul următor. Să presupunem că Alice are nevoie de cheia publică a lui Bob pentru a comunica cu acesta, deci ea va căuta și va găsi un certificat semnat de CA 5 care să conțină cheia publică respectivă. Dar Alice nu a auzit niciodată de CA 5. Din câte știe ea, CA 5 poate fi și fiica de 10 ani a lui Bob. S-ar putea duce la CA5 și să-i pretindă să își dovedească legitimitatea. CA 5 răspunde cu certificatul obținut de la RA 2, care conține cheia publică a lui CA 5. Acum, deținând cheia publică a lui CA 5, ea poate verifica dacă certificatul lui Bob este într-adevăr semnat de CA 5 și datorită acestui fapt este legal.

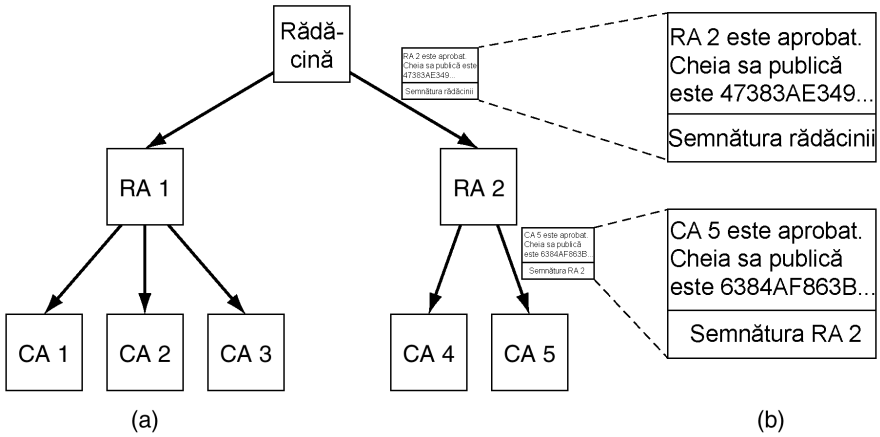


Fig. 8-26. (a) O PKI ierarhică (b) Un lanț de certificate

Dar dacă RA 2 este copilul de 12 ani al lui Bob? Deci pasul următor pentru ea este de a cere ca RA 2 să-și dovedească legitimitatea. Răspunsul la întrebarea ei este certificatul semnat de rădăcină și care conține cheia publică a lui RA 2. Acum Alice este sigură ca ea deține cheia publică a lui Bob.

Dar cum știe Alice sa găsească cheia publică a rădăcinii? Magie. Se presupune că toată lumea cunoaște cheia publică a rădăcinii. De exemplu, programul său de navigare ar fi putut fi vândut cu cheia publică a rădăcinii înglobată în el.

Bob este un tip prietenos și nu vrea să-i provoace lui Alice multă bătaie de cap. El știe că ea trebuie să verifice CA 5 și RA 2, deci pentru a-i economisi timp, el colectează certificatele necesare și îi transmite încă două certificate alături de al său. Acum ea își poate folosi propria ei informație cu privire la cheia publică a rădăcinii pentru a verifica certificatul din vârful ierarhiei și cheia publică conținută în acesta pentru a verifica al doilea certificat. În acest fel, Alice nu mai trebuie să contacteze pe nimeni pentru a efectua verificarea. Pentru că toate certificatele sunt semnate, ea poate detecta cu ușurința orice încercare de falsificare a conținutului acestora. Un lanț de certificate care duce la rădăcină, ca în acest exemplu, este denumit câteodată **lanț de încredere** sau **cale de certificare.** Tehnica este larg răspândită în practică.

Desigur, mai rămâne problema cine va juca rolul de rădăcină. Soluția este să nu avem o singură rădăcină, ci să avem mai multe, fiecare cu propriile sale RA-uri și CA-uri. De fapt, programele de navigare moderne vin preîncărcate cu cheile publice a peste 100 de rădăcini, denumite câteodată **puncte de încredere**. În acest fel, poate fi evitată existența la nivel mondial a unei singure autorități de încredere.

Dar apare acum problema cum poate decide producătorul programului de navigare care dintre punctele sugerate sunt de încredere și care nu. Totul se reduce la încrederea utilizatorului în faptul că producătorul programului de navigare este capabil să facă alegeri înțelepte și nu doar să aprobe toate punctele de încredere care au plătit o taxă pentru includere. Majoritatea programelor de navigare permit utilizatorilor să inspecteze cheile rădăcinilor (în mod obișnuit sub formă de certificate semnate de rădăcină) și să le șteargă pe cele care par dubioase.

Directoare

O altă problemă pentru orice PKI este locul în care se stochează certificatele (și lanțurile care duc către un punct de încredere cunoscut). O posibilitate este ca fiecare utilizator să-și stocheze propriile certificate. Cu toate că acest lucru este sigur (de ex. nu există nici o posibilitate ca un utilizator să falsifice certificatele semnate fără a fi detectat), nu este prea convenabil. O alternativă care a fost propusă este folosirea DNS ca director pentru certificate. Înainte de a-l contacta pe Bob, Alice probabil îi va căuta adresa IP folosind DNS, deci de ce să nu întoarcă DNS-ul întregul lanț de certificate odată cu adresa IP?

Unele persoane consideră că aceasta este soluția corectă, dar alții preferă servere de directoare specializate a căror îndatorire este doar gestionarea de certificate X.509. Directoarele de acest fel pot oferi servicii de căutare bazate pe proprietățile numelor X.500. De exemplu, în teorie un astfel de director poate răspunde la o întrebare de tipul: "Dă-mi o listă a persoanelor numite Alice care lucrează în departamentul de vânzări oriunde în Canada sau S.U.A.". LDAP poate fi un candidat care să stocheze acest tip de informații.

Revocarea

Lumea reală este plină de certificate, la fel ca în cazul pașapoartelor și al carnetelor de conducere. Câteodată aceste certificate pot fi revocate, de exemplu, carnetul de conducere poate fi suspendat pentru conducere sub influența alcoolului sau pentru o altă greșeală de conducere. Aceeași problemă apare și în lumea digitală: emitentul unui certificat poate decide dacă să-l revoce

problemă apare și în lumea digitală: emitentul unui certificat poate decide dacă să-l revoce în cazul în care persoana sau organizația care îl deține a abuzat de el într-un anume mod. El poate fi de asemenea revocat dacă cheia privată a subiectului a fost compromisă (demascată), sau mai rău, dacă cheia privată a CA-ului a fost compromisă. Atunci, o PKI trebuie să fie capabilă să trateze problema revocării.

Primul pas în această direcție este ca fiecare CA să emită periodic o **CRL** (eng.: **Certificate Revocation List,** rom.: **Listă de Certificate Revocate**) conținând numerele seriale ale tuturor certificatelor revocate de aceasta. Cum certificatele conțin data de expirare, CRL-ul trebuie să conțină doar numerele seriale ale certificatelor care încă nu au expirat. Odată ce perioada de validitate a expirat, un certificat este automat invalidat, deci nu mai este necesară nici o distincție între acelea care tocmai au expirat și cele are au fost de fapt revocate. În ambele cazuri, certificatele nu mai pot fi folosite în continuare.

Din păcate, introducerea CRL-ului înseamnă că un utilizator care dorește să folosească un certificat trebuie acum să consulte CRL-ul pentru a vedea dacă certificatul a fost revocat. Dacă a fost revocat, nu mai trebuie folosit. Oricum, chiar dacă certificatul nu este în listă, el poate să fi fost revocat chiar după ce lista a fost publicată. Atunci, singura modalitate rămâne întrebarea către CA. La o nouă folosire a aceluiași certificat, CA-ul trebuie întrebat din nou, pentru este posibil ca certificatul să fi fost revocat cu câteva secunde în urmă.

O altă complicație este că un certificat revocat poate în principiu să fie restabilit, de exemplu, dacă a fost revocat datorită neplății unei taxe care acum s-a plătit. Având de a face cu revocarea (și posibil cu restabilirea) se elimină una dintre cele mai bune proprietăți ale certificatelor, adică faptul că ele pot fi folosite fără a fi necesar sa se contacteze o RA.

Unde trebuie stocate CRL-urile? Un loc bun ar putea fi acela în care se stochează certificatele însele. O strategie este ca CA-ul să publice periodic CRL-uri și să permită directoarelor să înlăture certificatele revocate. Dacă nu sunt folosite directoare pentru stocarea de certificate, CRL-urile pot fi ținute în diverse locuri convenabile din rețea. Cum o CRL este ea însăși un document, dacă este falsificată, falsul se poate detecta ușor.

Dacă certificatele au durate de viață lungi, și CRL-urile vor avea perioade lungi. De exemplu, când cărțile de credit sunt valide pentru 5 ani, numărul de nerezolvări ale revocărilor va fi mult mai mare decât dacă se emit cărți de credit noi la fiecare 3 luni. Un mod standard de a aborda CRL-urile lungi este de a emite rar o listă principală, dar de a-i face modificări mult mai des. Acest lucru reduce lățimea de bandă necesară distribuirii CRL-urilor.

8.6 SECURITATEA COMUNICAȚIEI

Am terminat acum studiul asupra instrumentelor comerciale. Cele mai importante tehnologii și protocoale au fost prezentate. Restul capitolului se referă la modul de aplicare în practică a acestor tehnologii pentru a se asigura securitatea rețelei, plus câteva gânduri despre aspectele sociale ale securității prezentate la sfârșitul capitolului.

În următoarele patru secțiuni, ne vom axa pe securitatea comunicației, deci cum să transferăm biții confidențial și fără a fi modificați, de la sursă la destinație și cum să ținem biții nedoriți în fața

ușii. Fără discuție că acestea nu sunt singurele idei despre securitatea în rețele, dar cu siguranță sunt printre cele mai importante, constituind un bun loc de plecare.

8.6.1 IPsec

IETF a știut de ani de zile că securitatea lipsea din Internet. Adăugarea ei nu a fost ușoară deoarece a izbucnit un război cu privire la locul de plasare al acesteia. Majoritatea experților în securitate credeau că pentru a fi într-adevăr sigure, criptarea și verificarea integrității trebuie să fie capăt la capăt (de ex. nivelul aplicație). Adică, procesul sursă criptează și/sau protejează datele din punct de vedere al integrității și le trimite către procesul de destinație, unde sunt decriptate și/sau verificate. Orice falsificare între aceste două procese, incluzând sistemele lor de operare, poate fi detectată. Problema cu această abordare este că presupune schimbarea tuturor aplicațiilor pentru a le securiza. În această idee, următoarea abordare posibilă este plasarea criptării pe nivelul transport sau într-un nou nivel între nivelul aplicație și nivelul transport, păstrând mecanismul tot capăt la capăt, dar fără a mai fi necesare schimbări ale aplicațiilor.

Ideea opusă este că utilizatorii nu înțeleg securitatea și că nu vor fi capabili să o folosească în mod corect și nimeni nu dorește să modifice programele existente în nici un fel, deci nivelul rețea trebuie să autentifice și/sau cripteze pachetele fără nici o implicare din partea utilizatorilor. După ani de controverse, această idee a câștigat suficient suport astfel încât a fost definit un standard de securitate pentru nivelul rețea. În parte, argumentul a fost că având criptarea la nivelul rețea nu împiedică utilizatorii conștienți de problema securității să o folosească corect și îi ajută într-un anumit grad pe utilizatorii neavizați.

Rezultatul acestui război a fost un proiect numit IPsec (IP securizat), care este descris în RFC-urile 2401, 2402 și 2406, printre altele. Nu toți utilizatorii doresc criptarea (pentru că este costisitoare din punct de vedere al puterii de calcul). În loc să fie opțională, s-a decis să se impună criptarea permanent, dar cu posibilitatea de folosire unui algoritm nul. Algoritmul nul este descris și lăudat pentru simplitatea sa, ușurința de implementare și viteza mare în RFC 2410.

Proiectul complet IPsec este o cadru de lucru pentru mai multe servicii, algoritmi și granularități. Motivul pentru servicii multiple este că nu toată lumea dorește să plătească prețul necesar tuturor serviciilor, deci serviciile sunt disponibile la cerere. Serviciile principale sunt confidențialitatea, integritatea datelor, și protejarea lor de atacul prin replicare (un intrus poate replica un dialog). Toate acestea se bazează pe criptografia cu chei simetrice pentru că înalta performanță este un lucru crucial.

Motivul pentru care există mai mulți algoritmi este că un algoritm care acum pare sigur poate fi spart in viitor. Făcând IPsec-ul independent de algoritmi, cadrul de lucru poate supraviețui chiar dacă mai târziu un algoritm este spart.

Motivul pentru care există mai multe granularități se datorează posibilității de a se proteja o singură conexiune TCP, tot traficul dintre două gazde, sau tot traficul dintre o pereche de rutere securizate, printre alte posibilități.

Un aspect destul de surprinzător al IPsec-ului este că deși se găsește pe nivel IP, el este orientat pe conexiune. De fapt, nu este chiar așa de surprinzător deoarece pentru a exista securitate, o cheie trebuie să fie stabilită și folosită pentru o anume perioadă de timp, în esență, un fel de conexiune. De asemenea conexiunile amortizează costurile de inițializare pentru mai multe pachete. În contextul IPsec o "conexiune" este denumită SA (eng.: Security Association, rom.: asociere securizată). O SA este o conexiune simplă între două capete și are asociat un identificator de securitate.

Dacă este nevoie de un trafic securizat în ambele direcții, sunt necesare două asocieri securizate. Identificatorii de securitate sunt transportați în pachetele care se transmit pe aceste conexiuni securizate și sunt folosiți la căutarea cheilor sau a altor informații relevante atunci când sosește un pachet securizat.

Din punct de vedere tehnic, IPsec conține două părți principale. Prima parte descrie două noi antete care pot fi adăugate pachetelor pentru a transporta identificatorul de securitate, datele de control al integrității și alte informații. Cealaltă parte, **ISAKMP** (eng.: **Internet Security Association and Key Managment Protocol**, rom.: **Asociația Securității Internet și Protocolul de Gestiune al Cheilor**) se ocupă cu stabilirea cheilor. Nu vom discuta mai departe despre ISAKMP deoarece (1) este foarte complex și (2) protocolul său principal **IKE** (eng.: **Internet Key Exchange**, rom.: **Schimbul de Chei Internet**), este foarte deficient și trebuie să fie înlocuit (Perlman și Kaufman, 2000).

IPsec poate fi folosit în două moduri. În modul transport, antetul IPsec este inserat chiar după antetul IP. Câmpul de *Protocol* din antetul IP este schimbat pentru a indica faptul că un antet IPsec urmează după antetul normal de IP (înainte de antetul TCP). Antetul IPsec conține informații de securitate, în principal identificatorul SA, un nou număr de secvență și, posibil, o verificare a integrității încărcăturii utile.

În modul tunel, întregul pachet IP, antet și restul, este încapsulat în corpul unui nou pachet IP cu un antet IP complet nou. Modul tunel este folositor când capetele tunelului se termină la o locație diferită de destinația finală. În unele cazuri, capătul tunelului este o mașină poartă de aplicație (eng.: gateway) securizată, de exemplu, de zidul de protecție (eng.: firewall) al unei companii. În acest mod, zidul de protecție încapsulează și decapsulează pachete la trecerea prin el. Terminând tunelul prin această mașină securizată, mașinile din LAN-ul companiei nu trebuie să fie conștiente de IPsec. Doar zidul de protecție trebuie să știe de el.

Modul tunel este de asemenea util când o legătura a unei conexiuni TCP este agregată și se comportă ca un flux criptat, deoarece împiedică un intrus să vadă câte pachete trimite cineva către altcineva. Câteodată doar cunoscând cât de mult trafic este dirijat undeva reprezintă o informație de valoare. De exemplu, dacă în timpul unei crize militare, dimensiunea traficului dintre Pentagon și Casa Albă scade drastic, dar cantitatea de trafic dintre Pentagon și un obiectiv militar aflat în creierul munților Stâncoși ai Colorado-ului crește în aceeași măsură un intrus e capabil să deducă câteva informații utile din aceste date. Studierea șabloanelor de scurgere a pachetelor, chiar dacă ele sunt criptate, se numește **analiză a traficului**. Modul tunel oferă o modalitate de zădărnicire într-o anume măsură. Dezavantajul modului tunel este că adaugă un antet IP în plus, crescând astfel în mod substanțial dimensiunea unui pachet. Prin contrast, modul transport nu afectează atât de mult dimensiunea pachetului.

Primul antet nou este **AH (eng.: Authentication Header, rom.: Antetul de Autentificare)**. El permite controlul integrității și securitate anti-replică, dar nu și confidențialitate (de ex. nu criptează datele). Folosirea AH în modul tunel este ilustrată în fig. 8-27. În IPv4, el este interpus între antetul IP (incluzând orice opțiuni) și antetul TCP. În IPv6 este doar o altă extensie a antetului și este tratată ca atare. De fapt, formatul este apropiat de cel al standardului IPv6 de extensie a antetului. Este posibil ca încărcătura utilă să trebuiască a fie completată până la o anumită lungime pentru algoritmul de autentificare după cum este prezentat în figură.

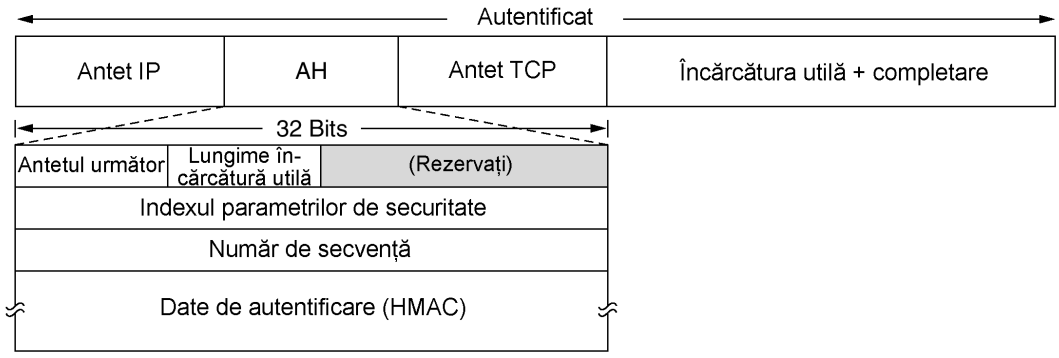


Fig. 8-27. Antetul de autentificare IPsec în modul transport pentru IPv4

Să examinăm acum antetul AH. Câmpul *Antetul următor* este folosit pentru a păstra valoarea anterioară pe care a avut-o câmpul *Protocol* IP înainte de a fi înlocuit cu 51 pentru a indica faptul că urmează un antet AH. În majoritatea cazurilor, aici va fi plasat codul pentru TCP (6) . *Lungimea încărcării utile* o reprezintă numărul de cuvinte de 32 de biți din antetul AH minus 2.

Indexul parametrilor de securitate reprezintă identificatorul de conexiune. Acesta este inserat de către emițător pentru a indica o anumită înregistrare în baza de date a receptorului. Această înregistrare conține cheia partajată folosită în această sesiune și alte informații despre conexiune. Dacă acest protocol ar fi fost inventat de către ITU și nu de către IETF, acest câmp ar fi fost denumit *Număr de circuit virtual*.

Câmpul *Număr de secvență* este folosit pentru a număra toate pachetele trimise pe un SA. Fiecare pachet primește câte un identificator unic, chiar și retransmisiile, cu alte cuvinte copia unui pachet primește un număr diferit de cel original (chiar dacă numărul său de secvență TCP este același). Scopul acestui câmp este de a detecta atacurile prin replică. Aceste numere de secvență nu se pot repeta. Dacă toate cele 2^{32} de numere au fost epuizate, trebuie stabilit un nou SA pentru a continua comunicația.

În sfârșit, câmpul *Date de autentificare* este un câmp de lungime variabilă care conține semnătura digitală. Când este stabilit un SA, cele două părți negociază algoritmul de semnare pe care îl vor folosi. În mod normal, nu este folosită criptografia cu chei publice pentru că pachetele trebuie procesate rapid, iar toți algoritmii cu chei publice sunt prea lenți. Deoarece IPsec este bazat pe criptografia cu chei simetrice iar emițătorul și receptorul negociază o cheie partajată înaintea stabilirii unui SA, cheia partajată este folosită în procesul de semnare. O modalitate simplă este de a calcula rezumatul pentru un pachet și cu cheia partajată. Desigur, cheia partajată nu este transmisă. O schemă ca aceasta este denumită **HMAC (eng. : Hashed Message Authentication Code, rom.: Cod de Autentificare bazat pe un rezumat de mesaj)**. Este mult mai rapid să calculezi un rezumat decât să rulezi întâi SHA-1 și apoi să rulezi RSA asupra rezultatului.

Antetul AH nu permite criptarea datelor, deci este cel mai folosit atunci când este necesară verificarea integrității dar nu este necesară confidențialitatea. O proprietate demnă de notat a antetului AH este aceea că verificarea integrității folosește o parte din câmpurile antetului IP, și anume, acelea care nu se schimbă când pachetul trece de la un ruter la altul. De exemplu, câmpul *Durata de viață* se schimbă la fiecare ruter și nu poate fi inclus în verificarea integrității. În orice caz adresa sursa IP este inclusă în această verificare, un intrus neputând să falsifice originea pachetului.

O altă variantă de antet IPsec este **ESP (eng.: Encapsulating Security Payload, rom.: Încapsularea încărcăturii utile de securitate)**. Folosirea acestuia, atât pentru modul transport, cât și pentru modul tunel, este prezentată în fig. 8-28.

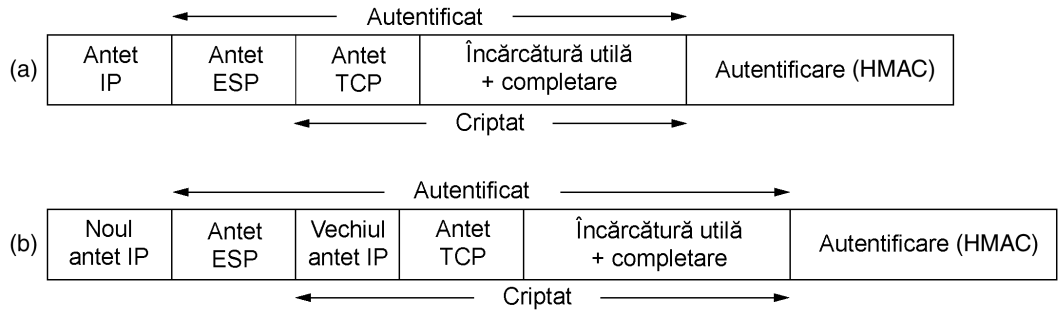


Fig. 8-28. (a) ESP în mod transport (b) ESP în mod tunel

Antetul ESP conține două cuvinte de 32 de biți. Acestea sunt câmpurile *Indexul Parametrilor de Securitate* și, respectiv, *Numărul de Secvență* pe care le-am întâlnit la AH. Un al treilea cuvânt care, în general, le urmează (dar care din punct de vedere tehnic nu este parte a antetului) este câmpul *Vector de Inițializare*, folosit pentru criptarea datelor; dacă nu se folosește criptarea acest câmp este omis.

De asemenea, ESP oferă verificarea integrității pentru HMAC, așa cum o face și AH, dar în loc să fie inclus în antet, urmează după încărcătura utilă, așa cum se arată în fig. 8-28. Includerea HMAC la sfârșit are un avantaj în implementarea hardware. HMAC poate fi calculat pe măsură ce biții ies dintr-o interfață de rețea atașarea sa la sfârșit fiind foarte simplă. Din această cauză Ethernet și alte LAN-uri au propriile CRC la sfârșitul pachetelor în loc să le aibă la începutul acestora. Cu AH, pachetul trebuie să fie păstrat într-o zonă tampon și semnătura să fie calculată înainte ca pachetul să fie trimis, reducând astfel numărul de pachete care pot fi transmise pe secundă.

Deoarece ESP poate face tot ceea ce poate face AH și chiar mai mult și faptul că este mai eficient la inițializare decât acesta, se ridică întrebarea: De ce să ne mai complicăm cu AH? Răspunsul este mai mult istoric. La început, AH se ocupa numai de integritate iar ESP numai de confidențialitate. Mai târziu, integritatea a fost adăugată și la ESP, dar cei care au proiectat AH nu au vrut ca acesta să dispară după ce au muncit atât de mult la el. În orice caz, singurul lor argument real este faptul că AH verifică o parte a antetului IP, ceea ce ESP nu face; dar acesta este un argument nesemnificativ. Un alt argument nesemnificativ este acela că un produs care suportă AH, dar nu suportă ESP, poate avea mai puține probleme în a obține licența de export, datorită faptului că nu folosește criptarea. Este posibil ca în viitor AH să nu mai fie folosit.

8.6.2 Ziduri de protecție

Posibilitatea de a conecta orice calculator, de oriunde, cu orice alt calculator, de oriunde, este o sabie cu două tăișuri. Pentru persoanele aflate acasă, colindatul prin Internet aduce multe bucurii. Pentru administratorii pe probleme de securitate ai firmelor, este un coșmar. Multe companii au mari cantități de informație confidențială sub formă electronică - secrete de afaceri, planuri de dezvoltare produse, strategii de marketing, analize financiare etc. Dezvăluirea acestor informații către un competitor poate avea consecințe cumplite.

În afara pericolului scurgerii de informații, există și un pericol al infiltrării de informații. În particular, virușii, viermii și alți dăunători digitali pot încălca securitatea, distruge informații de valoare și irosi o mare cantitate din timpul administratorilor care încearcă să curețe dezordinea pe care o lasă. Deseori ei sunt importați de angajați neglijenți care vor să joace un joc nou, grozav.

În consecință, sunt necesare mecanisme pentru a păstra biții „buni" în interior și biții „răi" afară. O metodă este folosirea IPsec. Această abordare protejează datele în tranzit între situri sigure. Cu toate acestea, IPsec nu face nimic pentru a ține dăunătorii digitali și spărgătorii în afara LAN-ului companiei. Pentru a realiza acest obiectiv, este nevoie să studiem zidurile de protecție (eng.: firewalls).

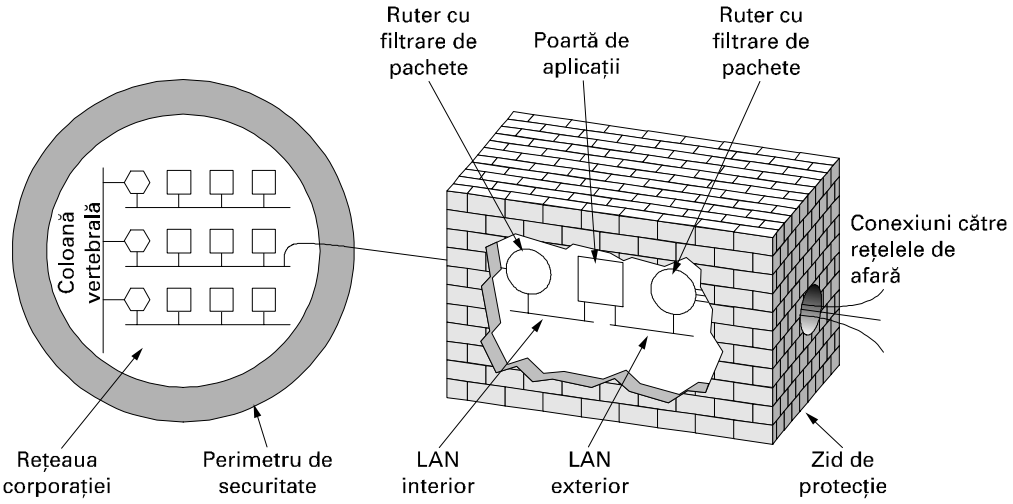


Fig. 8-29. Un zid de protecție format din două filtre de pachete și o poartă de aplicații.

Zidurile de protecție sunt doar o adaptare modernă a acelei vechi soluții de securitate medievală: săparea unui șanț adânc de apărare în jurul castelului dvs. Acest proiect forța pe oricine dorea să intre sau să iasă din castel să treacă peste un singur pod mobil, unde puteau fi inspectați de poliția de intrare/ieșire. Cu rețelele se poate face același truc: o companie poate avea multe LAN-uri conectate în moduri arbitrare, dar tot traficul către sau de la companie este forțat printr-un pod mobil electronic (zidul de protecție), așa cum este prezentat în fig. 8-29.

În această configurație zidul de protecție are două componente: două rutere care fac filtrare de pachete și o poartă de aplicații. Există, de asemenea, configurații și mai simple, dar avantajul acestui proiect este că fiecare pachet trebuie să tranziteze două filtre și o poartă de aplicație pentru a intra sau ieși. Nu există altă rută. Este destul de clar că cititorii care consideră că un singur punct de verificare a securității este suficient nu au făcut recent un zbor internațional cu o companie aeriană.

Fiecare **filtru de pachete** este un ruter standard echipat cu unele funcții suplimentare. Acestea permit inspectarea fiecărui pachet care intră sau iese. Pachetele care îndeplinesc anumite criterii sunt transmise normal. Cele care nu trec testul sunt eliminate.

În fig. 8-29, este foarte probabil ca filtrul de pachete din interiorul LAN-ului să verifice pachetele care ies, iar cel din exteriorul LAN-ului să verifice pachetele care intră. Pachetele care trec de prima barieră merg la poarta de aplicații pentru o examinare ulterioară. Motivul introducerii a două filtre

de pachete în rețele diferite este de a asigura că nici un pachet nu intră sau iese fără a fi obligat să treacă prin poarta de aplicații: nu există nici o cale pe care să o ocolească.

Filtrele de pachete sunt, în mod tipic, dirijate de tabele configurate de administratorul de sistem. Aceste tabele enumeră sursele și destinațiile acceptabile, sursele și destinațiile care sunt blocate și reguli implicite despre ce se face cu pachetele care vin sau se duc la alte mașini.

În cazul uzual al configurării TCP/IP, o sursă și o destinație constau dintr-o adresă IP și un port. Porturile indică ce serviciu este dorit. De exemplu, portul 23 TCP este pentru Telnet, portul 79 TCP este pentru Finger, iar portul 119 TCP este pentru știrile USENET. O companie poate bloca toate pachetele de intrare pentru toate adresele IP asociate cu unul din aceste porturi. În acest mod, nimeni din afara companiei nu se poate conecta prin telnet, sau să caute persoane folosind demonul de Finger. Mai mult, compania va fi scutită ca angajații să-și petreacă toată ziua citind știri USENET.

Blocarea pachetelor care ies este mai complicată, deoarece, deși cele mai multe situri aderă la convențiile standard de numire a porturilor, nu sunt obligate să o facă. Mai mult, pentru servicii importante, cum ar fi FTP (File Transfer Protocol - protocol de transfer fișiere), numerele de port sunt atribuite dinamic. În plus, deși blocarea conexiunilor TCP este dificilă, blocarea pachetelor UDP este și mai grea datorită faptului că se știe foarte puțin a priori despre ce vor face. Multe filtre de pachete pur și simplu interzic în totalitate traficul UDP.

A doua jumătate a mecanismului de zid de protecție este **poarta de aplicație**. În loc să trateze pachete brute, o poartă operează la nivelul aplicație. O poartă de poștă electronică, de exemplu, poate fi configurată să examineze fiecare mesaj care intră sau iese. Pentru fiecare mesaj, ea ia decizia de a-l transmite sau elimina pe baza câmpurilor din antet, a dimensiunii mesajului sau chiar a conținutului (de exemplu, la o instalație militară, prezența cuvintelor ca „nuclear” sau „bombă” pot cauza generarea unor acțiuni speciale).

Proiectele de instalare au libertatea de a configura una sau mai multe porți de aplicație pentru aplicații specifice, dar nu este ieșit din comun ca organizații suspicioase să permită intrarea și ieșirea poștei electronice și, probabil, folosirea World Wide Web, dar să interzică orice altceva ca fiind prea riscant. Combinat cu criptarea și cu filtrarea de pachete, acest aranjament oferă o cantitate limitată de securitate cu costul unor inconveniente.

Chiar dacă zidul de protecție este configurat perfect, există încă o groază de probleme de securitate. De exemplu, dacă un zid de protecție este configurat să accepte pachete doar de la anumite rețele (de ex. alte sedii ale companiei), un intrus din exteriorul zidului de protecție poate să-și pună o adresă falsă pentru a evita această verificare. Dacă un individ din interior dorește să vândă documentele secrete, el le poate cripta sau chiar fotografia și apoi să sustragă pozele ca fișiere JPEG, care evită orice filtru de texte.

Și încă nu am discutat faptul că 70% din totalul atacurilor vin din interiorul rețelei protejate de zidul de protecție, de exemplu, de la angajații nemulțumiți (Schneier, 2000).

În plus, există o întreagă altă clasă de atacuri cărora zidurile de protecție nu le pot face față. Ideea de bază a unui zid de protecție este de a împiedica intrușii să pătrundă în rețeaua protejată și de a împiedica datele secrete să iasă din acea rețea. Din păcate, există oameni care nu au altceva mai bun de făcut, decât să încerce să scoată din funcțiune anumite situri. Ei realizează acest lucru prin trimiterea unui număr foarte mare de pachete legitime către o țintă, până când aceasta va fi scoasă din funcțiune datorită încărcării mari. De exemplu, pentru a distruge un sit de web, un intrus poate trimite un pachet TCP SYN pentru a stabili o conexiune. Ca urmare, situl va aloca, într-o tabelă, o intrare pentru acea conexiune și va trimite ca răspuns un pachet SYN +ACK. Dacă intrusul nu răspunde intrarea din tabelă va fi ocupată pentru un interval de timp de până la câteva secunde, până

când se va produce un timeout. Dacă intrusul va trimite mii de cereri de conexiune, toate intrările din tabelă vor fi ocupate astfel încât nu vor mai putea fi stabilite noi conexiuni legitime. Atacurile în care scopul intrusului este de a opri funcționarea țintei, în locul sustragerii de informații, sunt denumite atacuri **DoS (eng.: Denial of Service, rom.: Refuzul Serviciilor)**. În mod obișnuit, pachetele de cereri au o adresă sursă falsă pentru ca intrusul să nu poată fi detectat ușor.

O variantă și mai pesimistă este aceea în care intrusul a pătruns deja în sute de calculatoare aflate în alte zone ale lumii, pe care apoi le comandă să atace aceeași țintă în același timp. Nu numai că această abordare crește forța de atac a intrusului, dar ea reduce șansele ca ea să fie detectată, deoarece pachetele provin de la un mare număr de mașini aparținând unor utilizatori ce nu sunt suspecți. Un astfel de atac este denumit atac **DDoS (eng.: Distributed Denial of Service, rom.: Refuzul serviciilor realizat în mod distribuit)**. Împotriva acestui atac este greu de găsit o apărare. Chiar dacă mașina atacată poate recunoaște rapid o cerere falsă, trece un anumit timp pentru procesarea și ignorarea acestei cereri, iar dacă sosesc destul de multe cereri pe secundă procesorul va fi ocupat tot timpul cu tratarea acestora.

8.6.3 Rețele private virtuale

Multe companii au birouri răspândite în mai multe orașe și uneori în mai multe țări. În trecut, înaintea apariției rețelelor de date publice, era obișnuită închirierea de către aceste companii a unor linii telefonice, aparținând companiilor de telefonie, între unele sau între toate perechile de locații ale birourilor. Unele companii încă mai fac acest lucru. O rețea alcătuită din calculatoarele unei companii și liniile telefonice închiriate este denumită **rețea privată**. Un exemplu de rețea privată conectând trei birouri este arătată în fig. 8-30(a).

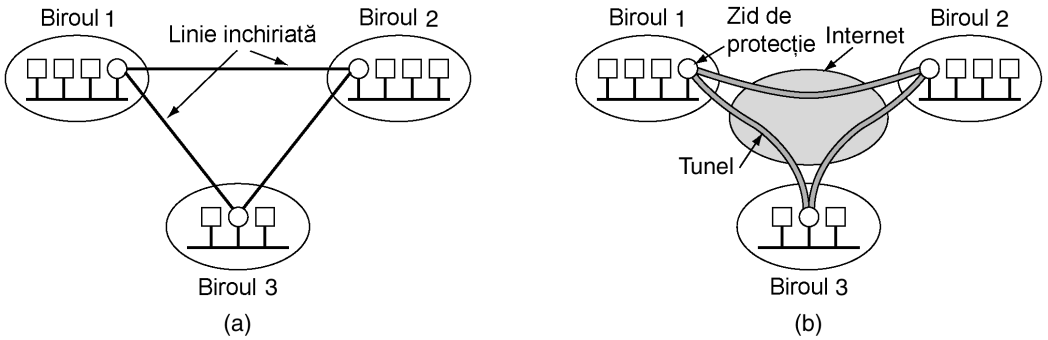


Fig. 8-30. (a) O rețea privată folosind linii închiriate (b) O rețea privată virtuală

Rețelele private funcționează bine și sunt foarte sigure. Dacă singurele linii disponibile sunt linii închiriate, atunci nu există trafic care să se scurgă în afara companiei, iar intrușii trebuie să se conecteze fizic la liniile respective pentru a pătrunde în rețea, ceea ce nu este un lucru ușor de realizat. Problema care apare cu rețelele private este acea că închirierea unei singure linii T1 costă mii de dolari pe lună, iar liniile T3 sunt de câteva ori mai scumpe. Când, mai târziu, au apărut rețelele de date publice și Internetul, multe companii au vrut să-și transmită traficul de date (și posibil cel de voce) prin rețelele publice, dar fără a renunța la securitatea unei rețele private.

Această necesitate a condus în curând la inventarea rețelelor private virtuale - **VPN (eng.: Virtual Private Networks, rom.: rețele private virtuale),** care sunt rețele construite deasupra unor rețele pu-

blice, dar care beneficiază de proprietățile unei rețele private. Aceste rețele sunt denumite virtuale pentru că ele constituie o iluzie, așa cum circuitele virtuale nu sunt circuite reale și cum memoria virtuală nu este o memorie reală.

Deși VPN-urile pot fi implementate peste ATM (sau frame relay), o tendință populară aflată în creștere este de a construi VPN-uri direct peste Internet. O modalitate de proiectare obișnuită este de a echipa fiecare birou cu un zid de protecție și de a crea tuneluri prin Internet între toate perechile de birouri, după cum este ilustrat în fig. 8-30(b). Dacă pentru tunelare este folosit IPsec, atunci este posibilă agregarea întregului trafic dintre oricare două perechi de birouri într-un singur SA autentificat și criptat, oferindu-se astfel controlul integrității, confidențialitate și chiar o imunitate considerabilă asigurată analizei de trafic.

Când un sistem este pornit, fiecare pereche de ziduri de protecție trebuie să negocieze parametrii SA-ului ei, incluzând serviciile, modurile, algoritmii și cheile. Multe ziduri de protecție au înglobate capabilități de VPN, deși chiar și unele rutere obișnuite beneficiază de acestea. Dar, deoarece zidurile de protecție au prioritate în problema securității, este natural a avea tuneluri care încep și se termină în ziduri de protecție, furnizând o separare clară între companie și Internet. Astfel, zidurile de protecție, VPN-urile și IPsec folosit cu ESP în mod tunel formează o combinație naturală și larg folosită în practică.

Odată ce a fost stabilit un SA, transferul datelor poate începe. Pentru un ruter din Internet, un pachet care traversează un tunel VPN este un pachet obișnuit. Singurul lucru neobișnuit la acesta este prezența antetului IPsec după antetul IP, dar deoarece aceste extra-antete nu au efect în procesul de rutare, ruterele nu le iau în considerare.

Un avantaj cheie al organizării VPN în acest fel este transparența completă pentru programele utilizatorilor. Zidurile de protecție inițializează și gestionează SA-urile. Singura persoană care are cunoștință de acest proces este administratorul de sistem care configurează și gestionează zidul de protecție. Pentru oricine altcineva lucrurile arată ca și cum ar fi o rețea privată bazată pe linie închiriată. Pentru mai multe despre VPN consultați (Brown, 1999 și Izzo, 2000).

8.6.4 Securitatea în comunicațiile fără fir

Este surprinzător de ușor de proiectat un sistem care din punct de vedere logic, este complet securizat folosind VPN și ziduri de protecție, dar prin care, în practică, informația se scurge ca prin sită. Această situație poate fi întâlnită dacă o parte dintre mașini sunt fără fir și folosesc comunicația radio, care trece prin zidul de protecție în ambele sensuri. Aria de acoperire a rețelelor 802.11 este foarte adesea de câteva sute de metri, astfel că oricine dorește să spioneze o companie, poate să vină dimineața în parcarea pentru angajați, să lase un calculator portabil care este configurat pentru o rețea 802.11 să înregistreze tot ce aude și să dispară pentru restul zilei. Până după-amiaza târziu, discul dur va fi plin de lucruri valoroase. Teoretic, această scurgere nu ar trebui să aibă loc. Teoretic, nici lumea nu ar trebui să jefuiască bănci.

O mare parte a problemei de securitate poate fi urmărită până la producătorii de stații de bază care comunică fără fir (puncte de acces), care încearcă să-și facă produsele prietenoase pentru utilizatori. De obicei, dacă utilizatorul scoate dispozitivul din cutie și îl introduce în priză, acesta începe să funcționeze imediat – aproape fără nici un fel de securitate, împrăștiind secrete către oricine se află în aria de acoperire radio. Dacă apoi este și legat la o rețea Ethernet, tot traficul Ethernet va apărea dintr-o dată și în locul de parcare. Rețelele fără fir sunt visul oricărui agent ascuns: date gratuite, fără să trebuiască să lucrezi pentru ele. Prin urmare, nici nu mai trebuie spus că securitatea

este și mai importantă pentru rețelele fără fir decât pentru cele cu fir. În această secțiune ne vom uita la câteva moduri în care rețelele fără fir tratează securitatea. Câteva informații suplimentare pot fi găsite în (Nicholas și Lekkas, 2002).

Securitatea 802.11

Standardul 802.11 recomandă un protocol de securitate la nivelul legătură de date care se numește **WEP** (eng.: **Wired Equivalent Privacy** rom.: **Confidențialitate Echivalentă cu cea Cablată**), care este proiectat pentru a face securitatea unui LAN cu comunicație fără fir la fel de bună ca cea a unui LAN cablat. Cum LAN-urile cu cabluri nu au de obicei nici un fel de securitate, acest obiectiv este ușor de îndeplinit și WEP îl îndeplinește, după cum vom vedea.

Când securitatea 802.11 este activată, fiecare stație are o cheie secretă comună cu stația de bază. Standardul nu specifică cum sunt distribuite cheile. Pot fi încărcate înainte de către producător. Pot fi interschimbate înainte prin rețeaua cu fire. În fine, fie stația de bază, fie mașina utilizatorului poate alege o cheie aleatoare și o poate trimite prin aer criptată cu cheia publică a celeilalte stații. Odată stabilită, cheia rămâne neschimbată în general pentru luni sau ani.

Criptarea WEP folosește un cifru flux bazat pe algoritmul RC4. RC4 a fost proiectat de Ronald Rivest și a fost ținut secret până în 1994 când s-au scurs niște informații și a fost publicat pe Internet. După cum am mai subliniat înainte, este aproape imposibil ca algoritmii să fie păstrați secreți, chiar dacă scopul este protejarea proprietății intelectuale (cum a fost în acest caz), mai degrabă decât securitatea prin obscuritate (care nu a fost scopul cu RC4). În WEP, RC4 generează un șir-cheie (eng.: keystream) care este combinat prin XOR cu textul clar pentru a forma textul cifrat.

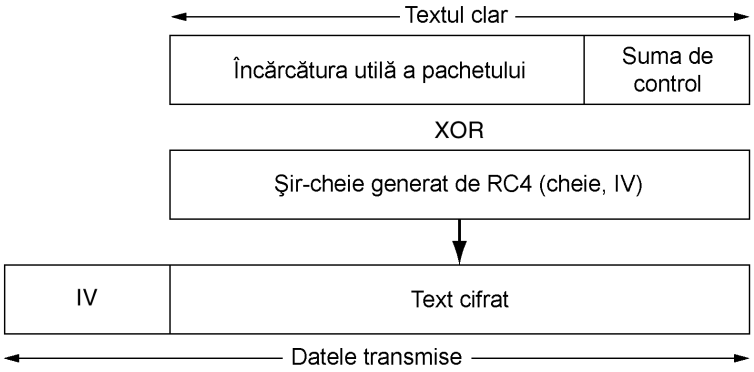


Fig. 8-31. Criptarea pachetelor folosind WEP

Încărcătura utilă a fiecărui pachet este criptată folosind metoda din fig. 8-31. Mai întâi, încărcătura este verificată folosind polinomul CRC-32, iar suma de control este adăugată încărcăturii pentru a forma textul clar pentru algoritmul de criptare. Acest text clar este combinat XOR cu o bucată din șirul cheie de aceeași lungime. Rezultatul este textul cifrat. IV-ul utilizat pentru pornirea RC4 este trimis împreună cu textul cifrat. Când receptorul primește pachetul, extrage din acesta încărcătura utilă criptată, generează șirul cheie din cheia secretă și din IV pe care tocmai l-a primit și apoi efectuează operația XOR între șirul cheie și încărcătura utilă a pachetului pentru a obține textul în clar. Apoi poate verifica suma de control pentru a se asigura că pachetul a ajuns intact.

Deși această abordare arată bine la prima vedere, a fost deja publicată o metodă de a o sparge (Borisov et. al, 2001). Mai jos vom rezuma rezultatele ei. În primul rând, surprinzător de multe

instalații folosesc aceeași cheie comună pentru toți utilizatorii, caz în care fiecare utilizator poate citi traficul tuturor celorlalți utilizatori. Acest lucru este desigur echivalent cu Ethernet-ul, dar nu este foarte sigur.

WEP poate fi atacat chiar dacă fiecare utilizator are o cheie distinctă,. Din moment ce cheile sunt în general stabile pentru perioade lungi de timp, standardul WEP recomandă (dar nu impune) ca IV-ul să fie schimbat la fiecare pachet pentru a evita atacul de tip reutilizare asupra șirului cheie, atac discutat în secțiunea 8.2.3. Din nefericire, multe plăci 802.11 pentru calculatoarele portabile resetează IV la 0 când placa este introdusă în calculator și apoi îl incrementează cu 1 la fiecare pachet trimis. Cum utilizatorii scot și apoi reinserează frecvent aceste plăci, pachetele cu valori mici pentru IV sunt destul de obișnuite. Dacă Trudy poate să colecteze mai multe pachete trimise de același utilizator, care au aceeași valoare pentru IV (care este trimis în clar cu fiecare pachet), atunci ea poate să calculeze XOR între două valori de textul clar și poate astfel să spargă cifrul.

Dar, chiar dacă placa 802.11 alege o valoare aleatoare pentru fiecare pachet, IV are doar 24 de biți, astfel încât după ce au fost trimise 2^{24} pachete, va trebui ca valorile să fie refolosite. Mai rău, folosind valori aleatoare pentru IV, numărul probabil de pachete care trebuie trimise înainte ca același număr să fie folosit de două ori este în jur de 5000, datorită atacului de tip „ziua de naștere” descris în secțiunea 8.4.4. Ca urmare, dacă Trudy ascultă pentru câteva minute, ea este aproape sigură că va captura două pachete cu același IV și aceeași cheie. Efectuând operația XOR între cele două texte cifrate, ea este capabilă să obțină combinația XOR dintre textele în clar. Această secvență de biți poate fi atacată în diferite moduri pentru a descoperi textele în clar. Cu mai multă muncă, șirul cheie pentru acel IV poate fi obținut de asemenea. Trudy poate continua să lucreze în acest mod pentru a realiza un dicționar de șiruri cheie pentru diferite IV. Odată spart un IV, toate pachetele trimise cu acesta în viitor (dar și în trecut) pot fi complet decriptate.

Mai mult, deoarece IV-rile sunt folosite aleator, odată ce Trudy a determinat o pereche (IV, șir-cheie) validă, ea o poate folosi pentru a genera toate pachetele pe care le dorește și astfel, să intervină activ în comunicație. Teoretic, un receptor ar putea observa că dintr-o dată un număr mare de pachete au toate același IV, dar (1) WEP permite acest lucru și (2) oricum nimeni nu verifică acest lucru.

În sfârșit, CRC-ul nu valorează prea mult, deoarece este posibil ca Trudy să modifice încărcătura utilă și apoi să facă schimbările corespunzătoare în CRC, fără a trebui măcar să elimine criptarea. Pe scurt, spargerea securității 802.11 este destul de evidentă, și nici măcar nu am enumerat toate atacurile pe care le-au găsit Borisov et. al.

În august 2001, la o lună după ce a fost prezentată lucrarea lui Borisov et. al, a fost publicat un alt atac devastator asupra WEP (Fluhrer et. al, 2001). Acesta a găsit slăbiciuni criptografice chiar în RC4. Fluhrer et. al au descoperit că multe dintre chei au proprietatea că este posibilă deducerea câtorva dintre biții cheii din șirul-cheie. Dacă acest atac este pus în aplicare repetat, este posibilă deducerea întregii chei cu un efort modest. Fiind înclinați mai mult către teorie, Fluhrer et. al nu au încercat efectiv să spargă vreun LAN 802.11.

În contrast, când un student la cursurile de vară și doi cercetători de la AT&T Labs au aflat despre atacul lui Fluhrer et. al, s-au decis să îl încerce într-un caz real (Stubblefield et. al, 2002). Într-o săptămână ei au spart prima lor cheie de 128 de biți dintr-un LAN 802.11 de producție și cea mai mare parte a săptămânii a fost de fapt dedicată căutării celei mai ieftine plăci de rețea 802.11, obținerii permisiunii de a o cumpăra, instalării și testării ei. Programarea a durat efectiv doar două ore.

Când și-au anunțat rezultatele, CNN a emis o știre intitulată „Un spărgător de rutină sparge criptarea comunicațiilor fără fir”, în care niște guru din industrie au încercat să minimalizeze rezultatele lor, spunând că ceea ce au făcut ei a fost trivial, date fiind rezultatele lui Fluhrer et. al Chiar dacă

această observație este tehnic adevărată, rămâne faptul că eforturile combinate ale acestor două echipe au demonstrat o scăpare fatală în WEP și 802.11.

În 7 Septembrie, 2001, IEEE a răspuns faptului că WEP era atunci complet spartă printr-o declarație scurtă cu șase puncte care pot fi rezumate grosier în felul următor:

1. Noi v-am spus că securitatea WEP nu era mai bună decât cea a Ethernet-ului.
2. O amenințare mult mai mare este să uiți complet să activezi securitatea.
3. Încercați să folosiți altă securitate (de ex., securitatea nivelului transport)
4. Versiunea următoare, 802.11i, va avea o securitate mai bună.
5. Certificările ulterioare vor impune folosirea 802.11i.
6. Vom încerca să ne dăm seama ce se poate face până când apare 802.11i.

Am parcurs în detaliu toată această poveste pentru a demonstra faptul că o securitate solidă nu este ușor de obținut, nici pentru experți.

Securitatea Bluetooth

Bluetooth are o arie de acoperire mult mai mică decât 802.11 și nu poate fi atacată din locul de parcare, dar securitatea este și aici o problemă. De exemplu, imaginați-vă calculatorul lui Alice care are o tastatură fără fir Bluetooth. În absența securității, dacă Trudy este întâmplător în biroul de alături, ea ar putea citi tot ce scrie Alice, inclusiv toată corespondența electronică trimisă. De asemenea, ea ar putea captura tot ce trimite calculatorul lui Alice imprimantei Bluetooth care se află lângă ea (corespondența electronică primită și rapoarte confidențiale). Din fericire, Bluetooth are o schemă de securitate pentru a încerca să le învingă pe orice Trudy din lume. Vom rezuma în continuare principalele trăsături ale acesteia.

Bluetooth are trei moduri de securitate, de la nici o securitate la criptarea tuturor datelor și controlul integrității. La fel ca și 802.11, dacă securitatea este dezactivată (opțiunea care este selectată inițial) atunci nu există securitate. Majoritatea utilizatorilor au securitatea dezactivată până când are loc o spargere; apoi o activează. În lumea agriculturii, această abordare este cunoscută drept încuierea ușii hambarului după ce a fugit calul.

Bluetooth oferă securitate pe mai multe niveluri. La nivelul fizic, salturile în frecvență oferă un pic de securitate, dar deoarece oricare dispozitiv Bluetooth care se mișcă într-un piconet trebuie informat de secvența de salturi în frecvență, această secvență evident că nu este un secret. Adevărata securitate începe când un sclav (eng.: slave) nou-venit cere un canal cu stăpânul (eng.: master). Este de presupus că cele două dispozitive împart o cheie secretă stabilită anterior. În unele cazuri, cheia este fixată în ambele dispozitive de către producător (de ex., pentru un set de căști cu microfon și un telefon mobil vândute împreună). În alte cazuri, un dispozitiv (de ex., setul de căști) are o cheie fixă, iar utilizatorul trebuie să introducă acea cheie în celălalt dispozitiv (de ex., telefonul mobil) ca un număr zecimal. Aceste chei comune se numesc **chei de trecere** (eng.: **passkeys**).

Pentru a stabili un canal, sclavul și stăpânul verifică fiecare dacă celălalt cunoaște cheia de trecere. Dacă da, ei negociază dacă acel canal va fi criptat, cu controlul integrității, sau amândouă. Apoi ei aleg o cheie de sesiune aleatoare de 128 de biți, dintre care câțiva ar putea fi publici. Ideea acestei slăbiri a cheii este alinierea la restricțiile guvernamentale din diferite țări proiectate, pentru a preveni exportul, sau utilizarea cheilor mai lungi decât acelea pe care guvernul le poate sparge.

Criptarea folosește un cifru-flux denumit $\mathbf{E_0}$; controlul integrității folosește **SAFER+**. Amândouă sunt cifruri bloc tradiționale cu chei simetrice. SAFER+ a fost înscris în concursul AES, dar a fost eliminat în prima rundă pentru că era mai lent decât ceilalți candidați. Bluetooth a fost finalizat înainte ca cifrul AES să fie ales; altfel, foarte probabil, ar fi folosit Rijndael.

Criptarea actuală folosind cifrul-flux este prezentată în fig. 8-14, cu textul în clar combinat prin XOR cu șirul-cheie pentru a genera textul cifrat. Din nefericire, E_0 însuși (ca și RC4) ar putea avea slăbiciuni fatale (Jakobsson și Wetzel, 2001). Deși nu a fost spart până la momentul scrierii acestei cărți, similitudinile lui cu cifrul A5/1, al cărui eșec spectaculos compromite tot traficul telefonic GSM, sunt o cauză de îngrijorare (Biryukov et. al, 2000). Uneori este uimitor pentru unii (incluzând autorul) că în perenul joc de-a șoarecele și pisica între criptografi și criptanaliști, criptanaliști sunt atât de des în partea învingătoare.

O altă problemă de securitate este că Bluetooth autentifică doar dispozitivele, nu utilizatorii, astfel că furtul unui dispozitiv Bluetooth poate permite hoțului accesul la contul financiar și la alte conturi ale utilizatorului. Oricum, Bluetooth implementează de asemenea securitatea pentru nivelele înalte, astfel că în cazul unei spargeri a securității de la nivelul legătură, securitatea se menține, în special pentru aplicațiile care necesită introducerea manuală a unui cod de PIN de la un fel de tastatură pentru a completa tranzacția.

Securitatea WAP 2.0

În mare parte, Forumul WAP a învățat ceva din greșeala de a avea o stivă de protocoale nestandard în WAP 1.0. WAP 2.0 folosește generos protocoalele standard la toate nivelurile. Securitatea nu este o excepție. Deoarece este bazat pe IP, el suportă folosirea integrală a IPsec la nivelul rețea. La nivelul transport, conexiunile TCP pot fi protejate de TLS, un standard IETF pe care îl vom studia mai târziu în acest capitol. Și mai sus, folosește autentificarea HTTP a clientului, așa cum e definită în RFC 2617. Bibliotecile criptografice de la nivelul aplicație oferă controlul integrității și nerepudierea. Una peste alta, din moment ce WAP 2.0 este bazat pe standarde bine cunoscute, există o șansă ca serviciile sale de securitate, în particular, confidențialitatea, controlul integrității și nerepudierea să valoreze mai mult decât securitatea 802.11 și Bluetooth.

8.7 PROTOCOALE DE AUTENTIFICARE

Autentificarea (eng.: *authentication*) este tehnica prin care un proces verifică dacă partenerul său de comunicație este cel presupus a fi și nu un impostor. Verificarea identității unui proces de la distanță, în cazul unui intrus activ și răuvoitor, este surprinzător de dificilă și necesită protocoale complexe bazate pe criptografie. În această secțiune, vom studia câteva dintre numeroasele protocoale de autentificare folosite în rețelele nesigure de calculatoare.

Ca fapt divers, anumiți oameni confundă autorizarea cu autentificarea. Autentificarea se ocupă cu problema de a ști dacă într-adevăr comunici cu un anumit proces. Autorizarea se ocupă cu ceea ce îi este permis unui proces să facă. De exemplu, un proces client contactează un server de fișiere și spune: „Eu sunt procesul lui Scott și vreau să șterg fișierul *cookbook.old*”. Din punctul de vedere al serverului de fișiere, trebuie găsite răspunsurile la două întrebări:

1. Chiar este procesul lui Scott? (autentificare)
2. Are Scott permisiunea de a șterge *cookbook.old*? (autorizare)

Doar după ce s-a răspuns afirmativ, fără ambiguități, la ambele întrebări poate avea loc acțiunea cerută. De fapt prima dintre cele două este cu adevărat întrebarea cheie. Odată ce serverul de fișiere

știe cu cine vorbește, verificarea autorizării este doar o problemă de căutare în intrările tabelelor și bazelor de date locale. Din acest motiv, în această secțiune ne vom concentra asupra autentificării.

Modelul general pe care îl folosesc toate protocoalele de autentificare este următorul. Alice începe prin a trimite un mesaj fie lui Bob, fie unui centru autorizat de distribuire a cheilor **KDC** (eng.: **Key Distribution Center**), care este presupus a fi credibil. Urmează alte câteva schimburi de mesaje în diferite direcții. În timp ce aceste mesaje sunt transmise, Trudy, le poate intercepta, modifica sau retrimite în scopul de a-i înșela pe Alice și Bob sau doar pentru a încurca lucrurile. Cu toate acestea, la încheierea protocolului de comunicare, Alice este sigură că a vorbit cu Bob, iar acesta este sigur că a vorbit cu Alice. Mai mult decât atât, în cele mai multe protocoale, cei doi vor fi stabilit și o **cheie secretă de sesiune**, pentru folosirea în conversațiile viitoare. În practică, din motive de performanță, tot traficul de date este criptat folosind criptografia cu cheie secretă (de obicei AES sau DES triplu), în timp ce criptografia cu cheie publică este larg folosită în protocoale de autentificare și pentru stabilirea unei chei de sesiune.

Motivul pentru utilizarea unei chei de sesiune noi, alese aleator, pentru fiecare conexiune, este minimizarea mărimii traficului care este transmis cu cheile secrete sau publice ale utilizatorilor, pentru a reduce cantitatea de text cifrat pe care intrusul o poate obține și pentru a reduce pagubele care se pot produce dacă un proces eșuează, iar vidajul său de memorie (eng.: core dump) cade în mâini rele. Din fericire, singura cheie prezentă va fi cheia de sesiune. Toate cheile permanente trebuie să fie anulate cu grijă după stabilirea sesiunii.

8.7.1 Autentificare bazată pe cheie secretă partajată

Pentru primul nostru protocol de autentificare, vom presupune că Alice și Bob partajează deja o cheie secretă, K_{AB}. Această cheie partajată poate să fi fost stabilită anterior fie prin telefon, fie direct, dar în nici un caz nu prin intermediul unei rețele (nesigure).

Protocolul este bazat pe un principiu ce poate fi întâlnit în multe protocoale de autentificare: o parte trimite un număr aleatoriu celeilalte, care îl transformă apoi într-un anumit mod și returnează rezultatul. Astfel de protocoale se numesc protocoale **provocare-răspuns** (eng.: *challenge-response*). În acest protocol și în cele ce urmează va fi folosită următoarea notație:

A, B reprezintă identitățile lui Alice și Bob.
R_i reprezintă provocările, unde indicele identifică pe cel ce trimite provocarea.
K_i sunt cheile, unde i indică proprietarul.
K_S este cheia de sesiune.

Secvența de mesaje pentru primul nostru protocol de autentificare cu cheie partajată este ilustrată în fig. 8-32. În mesajul 1 Alice îi trimite lui Bob identitatea sa, A, într-un mod pe care Bob îl înțelege. Bineînțeles că Bob nu are posibilitatea de a ști dacă acest mesaj vine de la Alice sau de la Trudy, astfel încât el alege o provocare, un număr aleator mare, R_B, și îl trimite înapoi spre „Alice” sub forma mesajului 2, ca text clar. Alice criptează atunci mesajul cu cheia pe care ea o partajează cu Bob și trimite textul cifrat $K_{AB}(R_B)$ înapoi, ca mesajul 3. Când Bob vede acest mesaj el știe imediat că vine de la Alice, deoarece Trudy nu cunoaște K_{AB} și astfel nu putea să genereze mesajul respectiv. Mai mult decât atât, deoarece R_B a fost ales aleator dintr-un spațiu mare (să spunem, de exemplu, numere aleatoare pe 128 de biți), este destul de puțin probabil ca Trudy să fi văzut R_B și răspunsul asociat lui într-o sesiune anterioară. Este la fel de puțin probabil ca ea să fi putut ghici răspunsul corect la orice provocare.

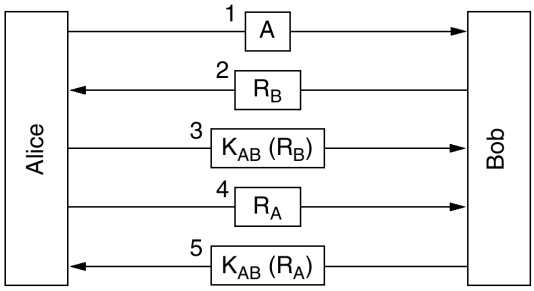


Fig. 8-32. Autentificare în doi pași folosind un protocol de tipul provocare-răspuns.

În acest moment, Bob este sigur că vorbește cu Alice, dar Alice nu este sigură de nimic. Din punctul ei de vedere, s-ar putea ca Trudy să fi interceptat mesajul 1 și să fi trimis înapoi replica R_B. Poate că Bob a murit azi-noapte. Pentru a descoperi cu cine vorbește, Alice alege un număr aleator R_A și îl trimite lui Bob ca text clar, în mesajul 4. Când Bob răspunde cu $K_{AB}(R_A)$, Alice știe că vorbește cu Bob. Dacă ei vor să stabilească acum o cheie de sesiune, Alice poate alege una, K_S, și o poate trimite lui Bob criptată cu K_{AB}.

Protocolul din fig. 8-32 conține cinci mesaje. Să vedem dacă putem să fim isteți și să eliminăm o parte din ele. O variantă este ilustrată în fig. 8-33. Aici Alice inițiază protocolul provocare-răspuns, în loc de a-l aștepta pe Bob să o facă. Similar, în timp ce răspunde la provocarea lui Alice, Bob o trimite pe a sa. Întregul protocol poate fi redus la trei mesaje în loc de cinci.

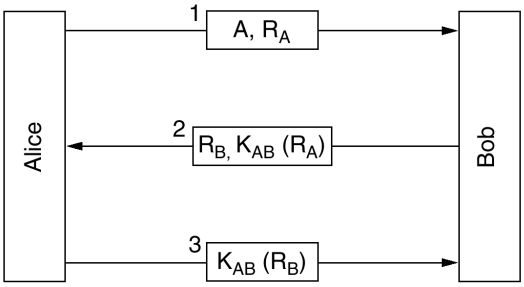


Fig. 8-33. Un protocol mai scurt de autentificare în doi pași.

Este acest nou protocol o îmbunătățire a celui original? Într-un anumit sens da: este mai scurt. Din nefericire, este și greșit. În anumite situații, Trudy poate învinge acest protocol folosind ceea ce se numește **atacul prin reflexie**. În particular, Trudy îl poate sparge dacă este posibil să deschidă sesiuni multiple cu Bob simultan. Această situație ar fi adevărată, de exemplu, dacă Bob este o bancă și este pregătit să accepte simultan mai multe conexiuni cu mașini de efectuat plăți.

Atacul prin reflexie al lui Trudy este prezentat în fig. 8-34. Pentru început, Trudy pretinde că este Alice și trimite R_T. Bob răspunde, ca de obicei, cu propria sa provocare, R_B. Acum Trudy este în impas. Ce poate să facă? Nu cunoaște $K_{AB}(R_B)$.

Ea poate deschide o a doua sesiune cu mesajul 3, furnizând R_B luat din mesajul 2 ca provocare a ei. Bob îl criptează calm și trimite înapoi $K_{AB}(R_B)$ în mesajul 4. Am colorat mesajele din sesiunea a doua pentru a le evidenția. Acum Trudy are informația care îi lipsea, așa că poate să finalizeze prima sesiune și să o abandoneze pe cea de-a doua. Bob este acum convins că Trudy este Alice, așa că atunci când ea întreabă de balanța contului său bancar, el i-o dă fără nici o problemă. Apoi când ea îi cere să transfere toți banii la o bancă secretă din Elveția, el face asta fără nici un moment de ezitare.

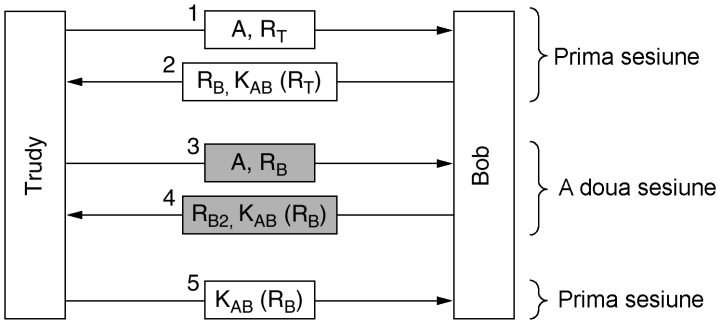


Fig. 8-34. Atacul prin reflexie.

Morala aceste povestiri este:

A proiecta un protocol corect de autentificare este mai greu decât pare.

Următoarele patru reguli generale sunt adeseori utile:

1. Inițiatorul să dovedească cine este înaintea celui care răspunde. În acest caz, Bob transmite informații importante înainte ca Trudy să-i fi dat vreo dovadă că este cine pretinde a fi.
2. Inițiatorul și cel ce răspunde să folosească chei diferite pentru dovadă, chiar dacă aceasta presupune existența a două chei partajate K_{AB} și K'_{AB}.
3. Inițiatorul și cel ce răspunde să-și extragă provocările din mulțimi diferite. De exemplu, inițiatorul trebuie să folosească numere pare, iar cel ce răspunde să folosească numere impare.
4. Protocolul să fie rezistent la atacuri ce implică o a doua sesiune paralelă, în care informația obținută într-o sesiune este folosită într-o alta.

Dacă fie și una singură din aceste patru reguli este nerespectată, deseori protocolul poate fi spart. În acest caz, patru reguli au fost încălcate cu consecințe dezastroase.

Acum să ne întoarcem și să ne uităm mai bine la protocolul din fig. 8-32. Sigur acel protocol nu poate fi ținta unui atac prin reflexie? Depinde. Este destul de subtil. Trudy a reușit să învingă protocolul nostru folosind un atac prin reflexie pentru că a fost posibil să deschidă o a doua sesiune cu Bob și să îl păcălească, făcându-l să răspundă la propriile întrebări. Ce s-ar întâmpla dacă Alice ar fi un calculator de uz general care ar accepta și el sesiuni multiple, și nu o persoană în fața unui calculator? Să vedem ce poate face Trudy.

Pentru a vedea cum funcționează atacul lui Trudy, a se vedea fig. 8-35. Alice începe prin a-și anunța identitatea în mesajul 1. Trudy interceptează acest mesaj și își începe propria sesiune cu mesajul 2, pretinzând că este Bob. Am colorat din nou mesajele din sesiunea a doua. Alice răspunde la mesajul 2 spunând: Pretinzi că ești Bob? Demonstrează. în mesajul 3. În acest moment Trudy e în impas pentru că nu poate demonstra că este Bob.

Ce face Trudy acum? Se întoarce la prima sesiune, în care e rândul ei să trimită o provocare, și trimite R_A pe care a primit-o în mesajul 3. Alice îi răspunde politicos în mesajul 5, furnizându-i lui Trudy informația de care are nevoie pentru a trimite mesajul 6 din sesiunea 2. În acest moment Trudy este practic liberă pentru că a răspuns cu succes la provocarea lui Alice în sesiunea 2. Acum poate să abandoneze sesiunea 1, să trimită un număr oarecare pentru restul sesiunii 2 și va avea o sesiune autentificată cu Alice în sesiunea 2.

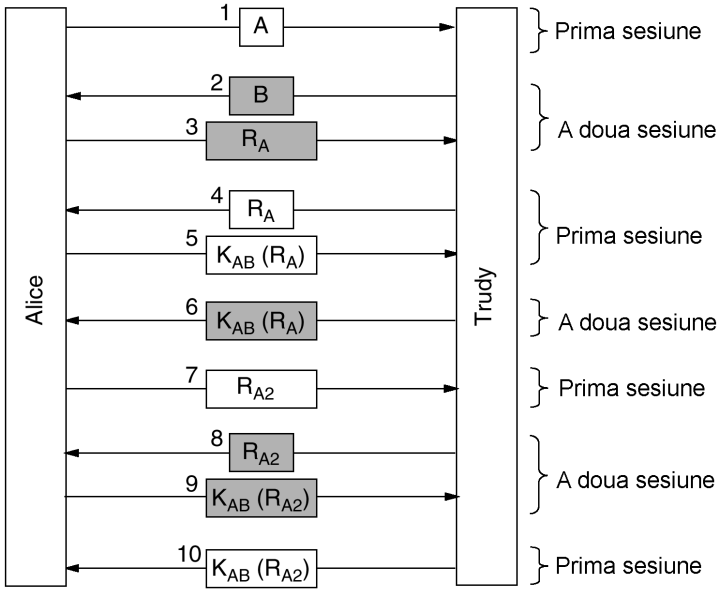


Fig. 8-35. Atac prin reflexie asupra protocolului din fig. 8-32.

Dar Trudy e periculoasă și chiar vrea să pună sare pe rană. În loc să trimită un număr oarecare pentru a completa sesiunea 2, ea așteaptă ca Alice să trimită mesajul 7, provocarea lui Alice pentru sesiunea 1. Bineînțeles, Trudy nu știe cum să răspundă, așa că folosește din nou atacul prin reflexie, trimițând R_{A2} ca mesajul 8. Alice criptează R_{A2} în mesajul 9. Acum Trudy se întoarce la sesiunea 1 și îi trimite lui Alice numărul dorit în mesajul 10, copiat din ceea ce trimisese Alice în mesajul 9. Acum Trudy are două sesiuni complet autentificate cu Alice.

Acest atac are un rezultat oarecum diferit de atacul protocolului cu trei mesaje reprezentat în fig. 8-34. De această dată, Trudy are două sesiuni autentificate cu Alice. În exemplul anterior, ea avea o singură sesiune autentificată cu Bob. Și aici, dacă am fi aplicat toate regulile generale pentru protocoale de autentificare discutate mai sus, acest atac ar fi putut fi oprit. O discuție detaliată despre acest gen de atacuri și despre cum să le împiedicăm se găsește în (Bird et. al, 1993). Ei arată și cum este posibilă construirea sistematică de protocoale pentru care să se poată demonstra că sunt corecte. Cel mai simplu protocol de acest fel este totuși cam complicat, așa că acum vom prezenta o altă clasă de protocoale care funcționează de asemenea corect.

Noul protocol de autentificare este reprezentat în fig. 8-36 (Bird ș. a., 1993). Acesta folosește un HMAC de tipul pe care l-am văzut când am studiat IPsec. Alice începe prin a-i trimite lui Bob un număr ad-hoc, R_A, ca mesajul 1. Bob răspunde alegând propriul număr ad-hoc, R_B, și trimițându-l înapoi împreună cu un HMAC. HMAC-ul este format prin construirea unei structuri de date alcătuită din numărul ad-hoc al lui Alice, numărul ad-hoc al lui Bob, identitățile lor și cheia secretă partajată, K_{AB}. Această structură de date este codificată prin dispersie în HMAC, de exemplu folosind SHA-1. Când Alice primește mesajul 2, ea are R_A (pe care a ales-o ea însăși), R_B, care ajunge ca text clar, cele două identități, și cheia secretă, K_{AB}, pe care a știut-o tot timpul, așa că poate să calculeze singură HMAC-ul. Dacă acesta coincide cu cel din mesaj, ea știe că vorbește cu Bob deoarece Trudy nu cunoaște K_{AB}, deci nu-și poate da seama ce HMAC să trimită. Alice îi răspunde lui Bob cu un HMAC ce conține doar cele două numere ad-hoc.

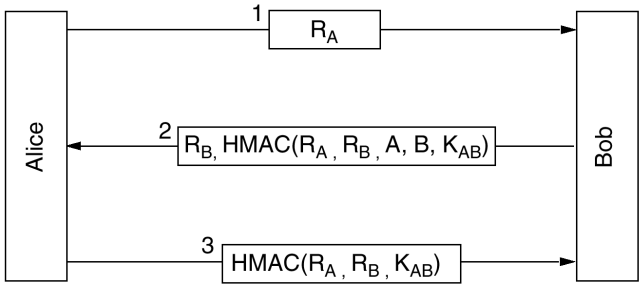


Fig. 8-36. Autentificarea folosind HMAC.

Poate Trudy să spargă în vreun fel acest protocol? Nu, pentru că nu poate forța nici una din părți să cripteze sau să rezume o valoare aleasă de ea, cum se întâmpla în fig. 8-34 și în fig. 8-35. Ambele HMAC-uri includ valori alese de partea care le trimite, ceea ce Trudy nu poate controla.

Utilizarea HMAC-urilor nu este singurul mod de a folosi această idee. O schemă alternativă deseori utilizată în locul calculării HMAC pentru o serie de elemente este criptarea acestor elemente secvențial, folosind înlănțuirea blocurilor cifrate.

8.7.2 Stabilirea unei chei secrete: schimbul de chei Diffie-Hellman

Până acum am presupus că Bob și Alice partajează o cheie secretă. Să presupunem că nu este așa (pentru că deocamdată nu există o PKI universal acceptată pentru semnarea și distribuirea certificatelor). Cum pot ei să stabilească una? O modalitate ar fi ca Alice să-l sune pe Bob și să-i dea cheia ei prin telefon, dar el probabil va începe întrebând: Cum știu eu că ești Alice și nu Trudy? Ei ar putea încerca să aranjeze o întâlnire la care fiecare din ei să aducă un pașaport, un permis de conducere și trei cărți de credit semnificative, dar fiind oameni ocupați, e posibil să nu poată găsi, vreme de luni de zile, o dată acceptabilă pentru amândoi. Din fericire, oricât de incredibil ar părea, există un mod ca cei ce sunt total străini să stabilească, chiar la lumina zilei, o cheie secretă partajată, cu Trudy înregistrând grijulie fiecare mesaj.

Protocolul care permite străinilor să stabilească o cheie secretă partajată se numește **interschimbul de chei Diffie-Hellman** (Diffie și Hellman, 1976) și funcționează după cum urmează. Alice și Bob trebuie să se pună de acord asupra a două numere mari, n și g, unde n este prim, $(n\text{-}1)/2$ este de asemenea prim și g îndeplinește anumite condiții. Aceste numere pot fi publice, astfel că oricare din ei poate pur și simplu să aleagă n și g și să o spună celuilalt, în mod deschis. Acum Alice alege un număr mare (să spunem pe 512 biți), x, și îl păstrează secret. Similar, Bob alege un număr mare, secret, y.

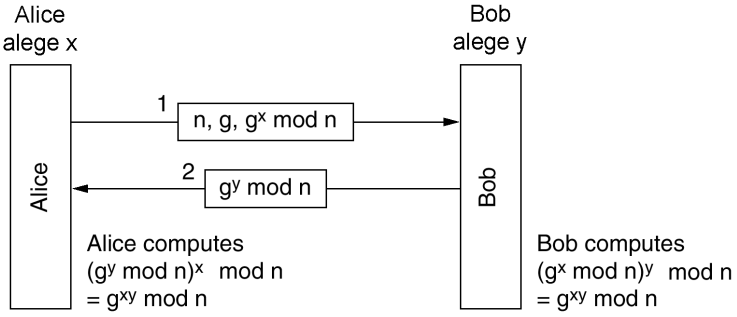


Fig. 8-37. Schimbul de cheie Diffie-Hellman.

Alice inițiază protocolul de schimb al cheii trimițându-i lui Bob un mesaj ce conține (n, g, g^x mod n), după cum se arată în fig. 8-37. Bob răspunde trimițându-i lui Alice un mesaj ce conține g^y mod n. Acum Alice are numărul pe care i l-a trimis Bob și îl ridică la puterea x modulo n pentru a obține (g^y mod n)^x mod n. Bob efectuează o operație similară pentru a obține (g^x mod n)^y mod n. Conform legilor aritmeticii modulare, ambele calcule duc la g^{xy} mod n. Iată cum Alice și Bob partajează acum o cheie secretă g^{xy} mod n.

Este evident că Trudy vede ambele mesaje. Ea cunoaște pe g și pe n din mesajul 1. Dacă ea ar putea calcula x și y ar putea să descopere cheia secretă. Necazul este că, dat fiind doar g^x mod n, ea nu poate afla pe x. Nu este cunoscut nici un algoritm practic pentru calculul logaritmilor discreți modulo un număr prim foarte mare.

Pentru a face exemplul anterior mai concret, vom folosi (complet nerealist) valorile $n = 47$ și $g = 3$. Alice alege $x = 8$ și Bob alege $y = 10$. Ambele chei sunt păstrate secrete. Mesajul lui Alice către Bob este (47, 3, 28) deoarece 3^8 mod 47 este 28. Mesajul lui Bob către Alice este (17). Alice calculează 17^8 mod 47, care este 4. Bob calculează 28^{10} mod 47, care este 4. Alice și Bob au determinat independent cheia secretă care este 4. Trudy are de rezolvat ecuația 3^x mod 47 = 28, ceea ce poate fi făcut prin căutare exhaustivă în cazul unor numere mici ca acestea, dar nu și atunci când toate numerele sunt lungi de sute de biți. Toți algoritmii cunoscuți la ora actuală iau prea mult timp, chiar și atunci când sunt rulați folosind un supercalculator masiv paralel.

În ciuda eleganței algoritmului Diffie-Hellman, există o problemă: când Bob ia tripletul (47, 3, 28), cum știe el că este de la Alice și nu de la Trudy? Nu există nici o modalitate pentru aceasta. Din nefericire Trudy poate exploata acest fapt pentru a-i înșela atât pe Alice cât și pe Bob, după cum este ilustrat în fig. 8-38. Aici, când Alice și Bob îl aleg pe x, respectiv pe y, Trudy alege propriul său număr aleator, z. Alice trimite mesajul 1, destinat lui Bob. Trudy îl interceptează și trimite mesajul 2 lui Bob, folosind g și n corecți (care sunt disponibili public), dar cu al său z în loc de x. De asemenea ea trimite mesajul 3 lui Alice. Mai târziu Bob îi trimite lui Alice mesajul 4, pe care Trudy îl interceptează din nou și îl păstrează.

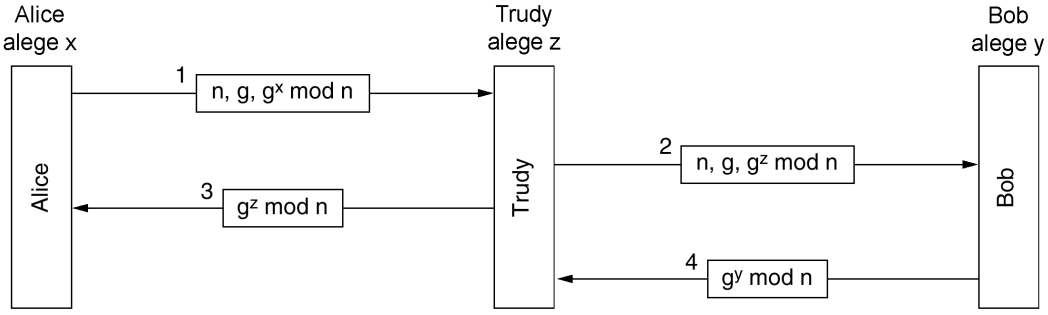


Fig. 8-38. Atacul de tip găleata brigăzii sau omul-din-mijloc.

Acum fiecare efectuează aritmetica modulară. Alice calculează cheia secretă ca fiind g^{xz} mod n și la fel face și Trudy (pentru mesajele lui Alice). Bob calculează g^{yz} mod n și la fel face și Trudy (pentru mesajele lui Bob). Alice crede că vorbește cu Bob, așa că ea stabilește o sesiune de cheie (cu Trudy). La fel face și Bob. Fiecare mesaj pe care Alice îl trimite în sesiunea criptată este capturat de Trudy, memorat, modificat la dorință și apoi (opțional) transmis lui Bob. Similar în cealaltă direcție. Trudy vede orice și poate modifica toate mesajele la dorință, în timp ce atât Alice cât și Bob trăiesc cu iluzia că au un canal de comunicație sigur de la unul la celălalt. Acest atac este cunoscut sub nu-

mele de **atacul găleata brigăzii de pompieri** (eng.: *bucket brigade attack*), deoarece el seamănă vag cu un departament de pompieri de pe vremuri trecând din mână în mână găleţile de-a lungul drumului de la maşina de pompieri la foc. El se mai numeşte şi **atacul omul-din-mijloc** (eng.: *man-in-the-middle attack*).

8.7.3 Autentificarea folosind un Centru de Distribuţia Cheilor

Stabilirea unui secret partajat cu un străin a mers destul de bine, dar nu în întregime. Pe de altă parte, probabil că nici nu merită să fie făcut (atacul strugurilor acri). Pentru a vorbi cu n oameni în acest mod ar fi necesare n chei. Pentru persoanele foarte cunoscute, gestiunea cheilor ar deveni o adevărată pacoste, în special dacă fiecare cheie trebuie stocată separat pe câte o cartelă de plastic.

O abordare diferită o reprezintă introducerea unui centru autorizat de distribuţie a cheilor (KDC - Key Distribution Center). În acest model, fiecare utilizator are o singură cheie partajată cu KDC. Autentificarea şi gestiunea cheilor de sesiune merg acum prin intermediul KDC. Cel mai simplu protocol cunoscut pentru autentificarea KDC, implicând două părţi şi un centru autorizat, este ilustrat în fig. 8-39.

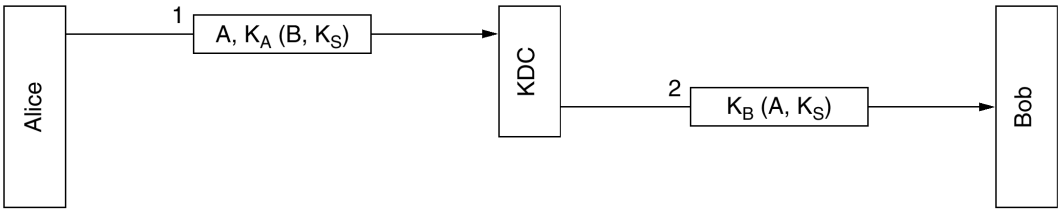


Fig. 8-39. O primă încercare de protocol de autentificare folosind un KDC .

Ideea din spatele protocolului este simplă: Alice alege o cheie de sesiune , K_S, şi anunţă KDC că vrea să vorbească cu Bob folosind K_S. Acest mesaj este criptat cu cheia secretă pe care Alice o împarte (numai) cu KDC, K_A. KDC decriptează acest mesaj, extrage identitatea lui Bob şi cheia de sesiune. Apoi el construieşte un nou mesaj ce conţine identitatea lui Alice şi cheia de sesiune şi trimite acest mesaj lui Bob. Criptarea este făcută cu K_B, cheia secretă pe care Bob o împarte cu KDC. Când Bob decriptează mesajul, el află că Alice vrea să vorbească cu el şi cheia pe care aceasta vrea să o utilizeze.

Autentificarea are loc gratuit. KDC ştie că mesajul 1 trebuie să fi venit de la Alice, deoarece nimeni altcineva nu poate să-l cripteze cu cheia secretă a Alicei. Similar, Bob ştie sigur că mesajul 2 vine de la KDC, în care el are încredere, deoarece nimeni altcineva nu mai cunoaşte cheia lui secretă.

Din nefericire, acest protocol prezintă un defect grav. Trudy are nevoie de ceva bani, aşa că ea imaginează un serviciu pe care îl poate executa pentru Alice, face o ofertă atractivă şi obţine postul. După ce îşi face treaba, Trudy cere politicos lui Alice să-i plătească transferându-i banii prin bancă. Aşa că Alice stabileşte o cheie de sesiune cu bancherul ei, Bob. Apoi ea îi trimite lui Bob un mesaj prin care cere ca banii respectivi să fie transferaţi în contul lui Trudy.

Între timp, Trudy se întoarce la vechile ei obiceiuri, furturile prin reţea. Ea copiază atât mesajul 2 din fig. 8-39, cât şi cererea de transferare a banilor care îl urmează. Mai târziu ea le trimite lui Bob. Bob le ia şi gândeşte: „Alice probabil că a angajat-o din nou pe Trudy. Cu siguranţă că ea lucrează bine.” Bob transferă din nou o cantitate de bani egală cu prima din contul lui Alice în al lui Trudy. La câtva timp după cea de-a 50-a pereche de mesaje pe care o primeşte, Bob aleargă afară din biroul

său pentru a o găsi pe Trudy și a-i oferi un împrumut mare astfel ca ea să-și poată extinde afacerea ce se dovedește a fi atât de plină de succes. Problema se numește **atacul prin reluare**.

Sunt câteva soluții posibile la atacul prin reluare. Prima este de a include în fiecare mesaj o amprentă de timp. Astfel, dacă cineva primește un mesaj expirat, îl ignoră. Necazul cu această abordare este că într-o rețea ceasurile nu sunt niciodată perfect sincronizate, astfel încât va exista un întreg interval de timp în care o amprentă de timp este validă. Trudy poate retrimite mesajul în acest interval de timp fără să fie prinsă.

Cea de-a doua soluție este să se pună, în fiecare mesaj, un număr ad-hoc. Fiecare parte trebuie să-și rememoreze toate numerele ad-hoc folosite anterior și să respingă orice mesaj ce conține un număr ad-hoc folosit deja. Dar numerele ad-hoc trebuie rememorate la nesfârșit, chiar și atunci când Trudy încearcă să retrimită un mesaj vechi de 5 ani. De asemenea, dacă o mașină cade și își pierde lista de numere ad-hoc, ea va fi din nou vulnerabilă la un atac prin reluare. Amprentele de timp și numerele ad-hoc pot fi combinate pentru a limita timpul în care acestea din urmă nu trebuie șterse, dar este evident că protocolul devine mult mai complicat.

O abordare și mai sofisticată a autentificării este folosirea unui protocol provocare-răspuns multicăi. Un exemplu binecunoscut de astfel de protocol este protocolul de **autentificare Needham-Schroeder** (Needham și Schroeder, 1978). O variantă a acestuia este prezentată în fig. 8-40.

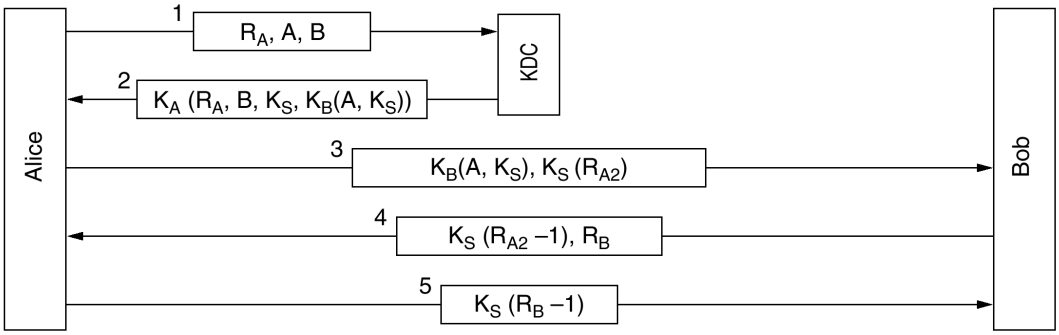


Fig. 8-40. Protocolul de autentificare Needham-Schroeder.

În acest protocol, Alice începe prin a anunța KDC că ea dorește să vorbească cu Bob. Acest mesaj conține un număr aleator mare, R_A, pe post de număr ad-hoc. KDC trimite înapoi mesajul 2 conținând numărul aleator al lui Alice împreună cu un tichet pe care ea îl poate trimite lui Bob. Scopul numărului aleator este acela de a o asigura pe Alice că mesajul 2 este proaspăt și nu unul reluat. Identitatea lui Bob este de asemenea inclusă pentru cazul în care lui Trudy îi vine amuzanta idee să înlocuiască *B*-ul din mesajul 1 cu propria sa identitate, astfel încât KDC să cripteze tichetul de la sfârșitul mesajului 2 cu K_T în loc de K_B. Tichetul criptat cu K_B este inclus în interiorul mesajului criptat, pentru a o împiedica pe Trudy să-l înlocuiască cu altceva pe drumul lui înapoi spre Alice.

Acum Alice îi trimite tichetul lui Bob, împreună cu un nou număr aleator, R_{A2}, criptat cu cheia de sesiune, K_S. În mesajul 4, Bob trimite înapoi $K_S(R_{A2}-1)$ pentru a-i dovedi lui Alice că vorbește cu adevăratul Bob. Trimiterea înapoi a lui $K_S(R_{A2})$ nu ar fi mers, deoarece ar fi fost posibil ca Trudy tocmai să-l fi furat din mesajul 3.

După primirea mesajului 4, Alice este convinsă că vorbește cu Bob și că până în acest moment nu s-au folosit mesaje reluate. Doar ea tocmai generase R_{A2} cu câteva milisecunde înainte. Scopul mesajului 5 este de a-l convinge pe Bob că cea cu care vorbește este chiar Alice și că nu s-au folosit nici

aici mesaje reluate. Posibilitatea oricărui tip de atac prin replicare este eliminată, deoarece fiecare parte nu numai că generează o provocare, dar și răspunde la una.

Cu toate că protocolul pare a fi destul de solid, el are o mică scăpare. Dacă Trudy reușește să obțină o cheie de sesiune veche în text clar, ea poate să inițieze o nouă sesiune cu Bob reluând mesajul 3 corespunzător cheii compromise și convingându-l pe acesta că ea este Alice (Denning și Sacco, 1981). De această dată ea poate prăda contul din bancă al lui Alice fără să trebuiască să se legitimeze nici măcar o dată.

Needham și Schroeder au publicat mai târziu un protocol care corectează această problemă (Needham și Schroeder, 1987). În același număr al aceluiași jurnal, Otway și Rees (1987) au publicat de asemenea un protocol care rezolvă problema pe o cale mai scurtă. Fig. 8-41 ilustrează un protocol Otway-Rees ușor modificat.

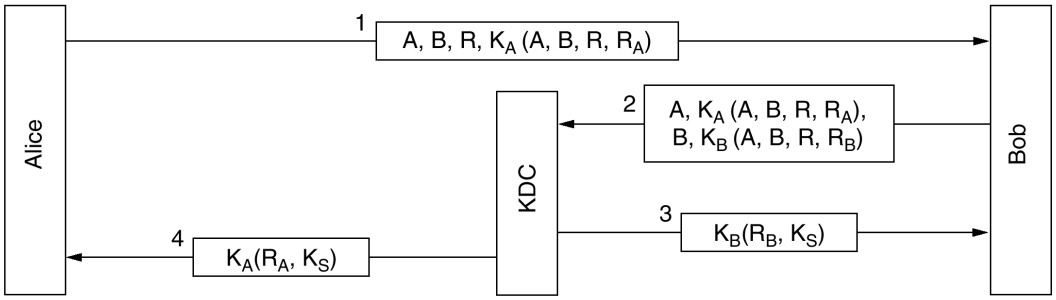


Fig. 8-41. Protocolul de autentificare Otway-Rees (puțin simplificat).

În protocolul Otway-Rees, Alice începe prin a genera o pereche de numere aleatoare, R, care va fi utilizată ca identificator comun, și R_A, pe care Alice îl va folosi pentru a-l provoca pe Bob. Când Bob preia acest mesaj, el construiește un mesaj nou din partea criptată a mesajului lui Alice și unul analog din partea sa. Ambele părți criptate cu K_A și K_B, identificând pe Alice și pe Bob, conțin identificatorul comun și o provocare.

KDC verifică dacă R din ambele părți este același. S-ar putea să nu fie, deoarece Trudy a intervenit cu R în mesajul 1 sau a înlocuit partea din mesajul 2. Dacă cele două R_S se potrivesc, KDC crede că mesajul de cerere de la Bob este valid. El generează atunci o cheie de sesiune și o criptează de două ori, o dată pentru Alice și o dată pentru Bob. Fiecare mesaj conține numărul aleator al receptorului, ca dovadă că mesajul a fost generat de KDC și nu de Trudy. În acest moment atât Alice cât și Bob sunt în posesia aceleiași chei de sesiune și pot începe comunicarea. Prima dată când ei vor schimba mesaje de date, fiecare va putea vedea că celălalt are o copie identică a lui K_S, astfel autentificarea fiind completă.

8.7.4 Autentificarea folosind Kerberos

Un protocol de autentificare folosit în multe sisteme reale (inclusiv Windows 2000) este **Kerberos**, care se bazează pe o variantă a protocolului Needham-Schroeder. Numele său vine de la un câine cu mai multe capete din mitologia greacă, ce era folosit pentru a păzi intrarea în Hades (probabil pentru a-i ține pe cei nedoriți afară). Kerberos a fost proiectat la M.I.T. pentru a permite utilizatorilor de la stațiile de lucru să acceseze resursele rețelei într-un mod sigur. Cea mai mare diferență dintre el și Needham-Schroeder este presupunerea lui că toate ceasurile sunt destul de bine sincronizate. Protocolul a trecut prin câteva iterații. V4 este versiunea cea mai larg utilizată în indus-

trie, așa că pe aceasta o vom descrie. După care vom spune câteva cuvinte despre succesoarea sa, V5. Pentru mai multe informații, vezi (Steiner et. al, 1988).

Kerberos implică trei servere în afară de Alice (stația de lucru a clientului):

Serverul de autentificare (AS – eng.: *Authentication Server*): verifică utilizatorii în timpul conectării.
Serverul de acordare a Tichetelor (TGS – eng.: *Ticket-Granting Server*): emite „demonstrarea identității tichetelor".
Serverul Bob: realizează efectiv acțiunea pe care o dorește Alice

AS este similar unui KDC prin aceea că el partajează o parolă secretă cu orice utilizator. Sarcina TGS este de a emite tichete care pot convinge serverele reale că acela care deține un tichet TGS este într-adevăr cel ce pretinde a fi.

Pentru a porni o sesiune, Alice stă așezată la o stație de lucru publică oarecare și-și tastează numele. Stația de lucru transmite numele ei la AS ca text clar, după cum este arătat în fig. 8-42. Ceea ce vine înapoi este o cheie de sesiune împreună cu un tichet $K_{TGS}(A, K_S)$, destinate TGS-ului. Aceste elemente sunt împachetate împreună și criptate folosind cheia secretă a lui Alice, astfel încât doar Alice să le poată decripta. Doar când sosește mesajul 2, stația de lucru îi va cere lui Alice parola. Parola este folosită pentru a genera K_A, în scopul decriptării mesajului 2 și obținerii cheii de sesiune și tichetului TGS din interiorul acestui mesaj. În acest moment, stația de lucru înlocuiește parola lui Alice pentru a se asigura că ea se găsește în interiorul stației de lucru pentru cel mult câteva milisecunde. Dacă Trudy încearcă să se conecteze ca Alice, parola pe care o introduce va fi greșită și stația de lucru va detecta acest lucru deoarece partea standard a mesajului 2 va fi incorectă.

După conectare Alice trebuie să anunțe stația de lucru că dorește să-l contacteze pe Bob, serverul de fișiere. Atunci stația de lucru trimite spre TGS mesajul 3 cerând un tichet pentru a-l folosi cu Bob. Elementul cheie în această cerere este $K_{TGS}(A, K_S)$, care este criptat cu cheia secretă a TGS și este folosit ca dovadă că transmițătorul este chiar Alice. TGS răspunde prin crearea unei chei de sesiune K_{AB}, pe care Alice să o folosească cu Bob. Se trimit înapoi două versiuni ale acesteia. Prima este criptată doar cu K_S, astfel încât Alice să poată să o citească. A doua este criptată cu cheia lui Bob, K_B, astfel încât Bob să o poată citi.

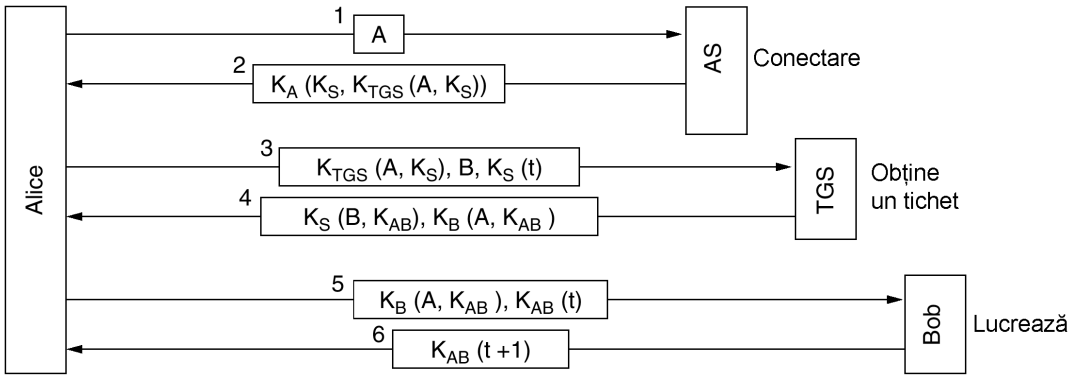


Fig. 8-42. Modul de operare la Kerberos V4.

Trudy poate copia mesajul 3 și poate încerca să-l utilizeze din nou, dar ea va fi împiedicată de amprenta de timp criptată, *t*, trimisă împreună cu el. Trudy nu poate înlocui amprenta de timp cu una mai recentă, deoarece ea nu cunoaște K_S, cheia de sesiune pe care o folosește Alice pentru a

vorbi cu TGS. Chiar dacă Trudy retrimite mesajul 3 repede, tot ceea ce va obține este o altă copie a mesajului 4, pe care nu a putut să-l decripteze prima dată și nu va putea nici a doua oară.

Acum Alice îi poate trimite lui Bob K_{AB} pentru a stabili o sesiune cu el. Acest schimb este de asemenea cu amprente de timp. Răspunsul este pentru Alice dovada că ea vorbește chiar cu Bob, nu cu Trudy.

După această serie de schimburi, Alice poate comunica cu Bob sub acoperirea cheii K_{AB}. Dacă mai târziu se decide că are nevoie să comunice cu alt server, Carol, ea va repeta doar mesajul 3 spre TGS, specificând de această dată C în loc de B. TGS va răspunde cu promptitudine cu un tichet criptat cu K_C pe care Alice îl poate transmite lui Carol și pe care Carol îl va accepta ca dovadă că el vine de la Alice.

Scopul întregii acțiuni este că acum Alice poate accesa serverele din toată rețeaua într-un mod sigur și că parola sa nu va fi niciodată transmisă prin rețea. De fapt parola trebuie să existe pe stația de lucru doar pentru câteva milisecunde. Cu toate acestea, trebuie remarcat că fiecare server face propria sa autorizare. Atunci când Alice îi prezintă tichetul său lui Bob, acest tichet doar îi demonstrează lui Bob cine l-a trimis. Ceea ce îi este permis lui Alice să facă, depinde doar de Bob.

Deoarece proiectanții Kerberos-ului nu s-au așteptat ca întreaga lume să aibă încredere într-un singur server de autentificare, ei au prevăzut posibilitatea de a avea **domenii** multiple, fiecare cu propriul său AS și TGS. Pentru a obține un tichet de la un server dintr-un domeniu de la distanță, Alice ar trebui să ceară propriului său TGS un tichet acceptat de TGS-ul din domeniul de la distanță. Dacă TGS-ul de la distanță este înregistrat la TGS-ul local (în același mod în care sunt serverele locale), TGS-ul local îi va da lui Alice un tichet valid pentru TGS-ul de la distanță. Astfel ea poate să lucreze acolo, de exemplu să ia tichete pentru serverele din acest domeniu. De notat totuși că, pentru ca părți din două domenii diferite să conlucreze, fiecare trebuie să se încreadă în TGS-ul celuilalt.

Kerberos V5 este mai sofisticat decât V4 și are o supraîncărcare mai mare. Pentru a descrie tipurile de date el folosește OSI ASN.1 (Abstract Syntax Notation 1) și prezintă mici modificări în protocoale. Mai mult decât atât, are timpi de viață mai mari pentru tichete, permite reînnoirea tichetelor și va elibera tichete postdatate. În plus, cel puțin în teorie, nu este dependent de DES, cum este V4, și suportă domenii multiple delegând servere de tichete multiple pentru generarea de tichete.

8.7.5 Autentificarea folosind criptografia cu cheie publică

Autentificarea mutuală poate fi realizată și cu ajutorul criptografiei cu cheie publică. Pentru început, Alice are nevoie de cheia publică a lui Bob. Dacă există o PKI cu un server de directoare care emite certificate pentru chei publice, Alice o poate cere pe a lui Bob, după cum se vede din fig. 8-43, ca mesajul 1. Răspunsul, în mesajul 2, este un certificat X.509 conținând cheia publică a lui Bob. Când Alice verifică faptul că semnătura e corectă, îi trimite lui Bob un mesaj conținând identitatea ei și un număr ad-hoc.

Când Bob primește acest mesaj, nu are idee dacă a venit de la Alice sau de la Trudy, dar continuă și cere serverului de directoare cheia publică a lui Alice (mesajul 4), pe care o obține imediat (mesajul 5). Apoi îi trimite lui Alice un mesaj conținând R_A a lui Alice, propriul număr ad-hoc, R_B, și o cheie de sesiune propusă, K_S, ca mesajul 6.

Când Alice primește mesajul 6, ea îl decriptează folosind propria cheie privată. Ea vede R_A în mesaj, ceea ce îi dă o senzație plăcută. Mesajul trebuie să fi venit de la Bob, pentru că Trudy nu are nici un mijloc de a determina R_A. Mai mult, trebuie să fie un mesaj proaspăt, și nu unul reluat, din moment ce ea tocmai i-a trimis R_A lui Bob. Alice acceptă cheia de sesiune trimițând înapoi mesajul 7. Când Bob vede R_B criptat cu cheia de sesiune pe care a generat-o el, știe că Alice a primit mesajul 6 și a verificat R_A.

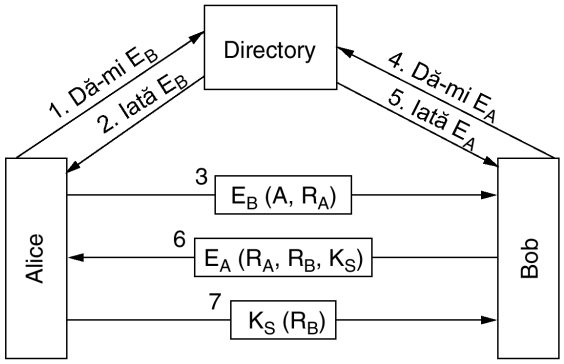


Fig. 8-43. Autentificarea mutuală folosind criptografia cu cheie publică.

Cum poate încerca Trudy să compromită acest protocol? Ea poate fabrica mesajul 3 și-l poate păcăli pe Bob să o testeze pe Alice, dar Alice va vedea un R_A pe care nu l-a trimis ea și nu va merge niciodată mai departe. Trudy nu poate falsifica mesajul 7 pentru Bob, deoarece nu știe R_B sau K_S și nu le poate determina fără cheia privată a lui Alice. De data aceasta ea nu are noroc.

8.8 CONFIDENȚIALITATEA POȘTEI ELECTRONICE

Când un mesaj de poștă electronică este trimis între două locații situate la distanță, acesta va trece în drumul său pe la un număr mare de mașini. Oricare dintre acestea poate să citească și să înregistreze mesajul pentru utilizare ulterioară. Confidențialitatea este inexistentă, în ciuda a ceea ce mulți oameni cred (Weisband și Reining, 1995). Cu toate acestea, multora le-ar plăcea să poată trimite mesaje care să fie citite doar de cei cărora le sunt adresate și de nimeni altcineva: nu de șeful lor și nici chiar de guvern. Această dorință a stimulat mai multe persoane și grupuri să aplice principiile criptografiei, studiate de noi anterior, la poșta electronică, pentru a produce un sistem de e-mail sigur. În secțiunile următoare vom studia un sistem de e-mail sigur larg utilizat, PGP, și apoi vom menționa pe scurt altele două, PEM și S/MIME. Pentru informații suplimentare a se vedea (Kaufman et. al, 2002; și Schneier, 1995).

8.8.1 PGP-Pretty Good Privacy (rom.: Confidențialitate Destul de Bună)

Primul nostru exemplu, **PGP** (eng.: **Pretty Good Privacy**) este în cea mai mare parte rodul gândirii unei singure persoane, Phil Zimmermann (Zimmermann, 1995a, 1995b). Zimmermann este un avocat al confidențialității, al cărui motto este: Dacă dreptul la confidențialitate este în afara legii, atunci doar cei aflați în afara legii vor avea confidențialitate. Lansat în 1991, PGP este un pachet complet de securitate a e-mail-ului, care oferă confidențialitate, autentificare, semnături digitale și compresie, toate într-o formă ușor de utilizat. Pe deasupra, pachetul complet, incluzând tot codul

sursă, este distribuit gratuit prin Internet. Datorită calității sale, prețului (zero) și disponibilității pe platformele UNIX, Linux, Windows și Mac OS, acesta este larg utilizat astăzi.

PGP criptează datele folosind un cifru bloc numit **IDEA** (eng.: **International Data Encryption Algorithm**, rom.: **Algoritm Internațional de Criptare a Datelor**), care folosește chei de 128 de biți. Acesta a fost proiectat în Elveția într-un moment in care DES era considerat compromis și AES încă nu fusese inventat. Conceptual, IDEA este similar cu DES și AES: permută biții într-un șir de runde, dar detaliile funcțiilor de permutare sunt diferite de DES și AES. Gestiunea cheilor folosește RSA și integritatea datelor folosește MD5, subiecte pe care le-am discutat deja.

PGP a fost implicat în diferite controverse începând din prima zi (Levy, 1993). Deoarece Zimmermann nu a făcut nimic pentru a împiedica alte persoane să distribuie PGP pe Internet, de unde poate fi luat de oameni din toată lumea, guvernul Statelor Unite a pretins că Zimmermann a violat legile privind exportul de muniție. Investigarea lui Zimmermann de către guvernul Statelor Unite a durat 5 ani, dar până la urmă a încetat, probabil din două motive. În primul rând, Zimmermann nu a pus el însuși PGP pe Internet, așa că avocatul lui a susținut că *el* nu a exportat niciodată nimic (și apoi mai este și problema dacă de fapt a crea un sit Web constituie un export). În al doilea rând, guvernul și-a dat seama în cele din urmă că a câștiga un proces înseamnă a convinge jurații că un sit Web conținând un program de confidențialitate ce poate fi descărcat intră sub incidența legii traficului de arme, care interzice exportul de material de război cum ar fi tancurile, submarinele, aparatele de zbor militare și armele nucleare. Și probabil că nici anii întregi de publicitate negativă nu au ajutat prea mult.

Făcând o paranteză, legile exportului sunt bizare, ca să folosim termeni moderați. Guvernul a considerat punerea de cod pe un sit Web ilegală și l-a hărțuit pe Zimmermann 5 ani pentru acest lucru. Pe de altă parte, când cineva a publicat codul sursă complet al PGP, în C, într-o carte (cu caractere mari și cu sume de control pe fiecare pagină, ca să poată fi verificat ușor) și apoi a exportat cartea, nu au fost probleme cu guvernul deoarece cărțile nu sunt clasificate ca muniții. Sabia este mai puternică decât condeiul, cel puțin pentru Unchiul Sam.

O altă problemă cu care s-a confruntat PGP a fost una de încălcare a patentului. Compania ce deține patentul RSA, RSA Security, Inc., a susținut că folosirea de către PGP a algoritmului RSA îi încalcă patentul, dar această problemă a fost rezolvată în versiunile începând de la 2.6. Mai mult, PGP folosește și alt algoritm de criptare patentat, IDEA, ceea ce a provocat niște probleme la început.

Cum sursele PGP sunt publice, diverse persoane și grupuri l-au modificat și au produs un număr de versiuni. Unele au fost proiectate ca să ocolească problemele cu legile muniției, altele s-au orientat spre evitarea folosirii algoritmilor patentați, și altele au vrut să-l transforme într-un produs comercial, în care sursele să nu mai fie disponibile. Deși legile muniției au mai fost liberalizate puțin (altfel produsele ce folosesc AES nu ar fi putut fi exportate din S.U.A.) și patentul RSA a expirat în septembrie 2000, consecința tuturor acestor probleme este că acum sunt în circulație diverse versiuni incompatibile ale PGP, sub nume diferite. Discuția de mai jos se referă la PGP clasic, adică cea mai veche și mai simplă versiune. Altă versiune populară, Open PGP, este descrisă în RFC 2440. Încă o altă versiune este GNU Privacy Guard.

În mod intenționat PGP utilizează algoritmi de criptare existenți, în loc să inventeze unii noi. Se bazează în principal pe algoritmi care au fost supuși unor numeroase analize amănunțite și nu au fost proiectați sau influențați de vreo agenție guvernamentală care să încerce să le micșoreze puterea. Pentru cei ce au tendința să nu aibă încredere în guvern, această proprietate este un mare avantaj.

PGP permite compresia de text, asigurarea secretului mesajelor și semnături digitale și furnizează de asemenea facilități de management extensiv al cheilor, dar, destul de ciudat, nu și facilități pen-

tru e-mail. Este mai mult un preprocesor care preia text clar de la intrare și produce text semnat, cifrat, în bază 64, ca rezultat. Acest rezultat poate fi apoi trimis prin e-mail, bineînțeles. Unele implementări ale PGP apelează, ca pas final, un agent utilizator care să trimită efectiv mesajul.

Pentru a vedea cum funcționează PGP, să considerăm exemplul din fig. 8-44. Aici, Alice vrea să-i trimită lui Bob, într-o manieră sigură, un mesaj text simplu, semnat, P. Alice și Bob au cheile private *(D_X)* și cheile RSA publice *(E_X)*. Să presupunem că fiecare știe cheia publică a celuilalt; ne vom ocupa mai târziu de administrarea cheilor.

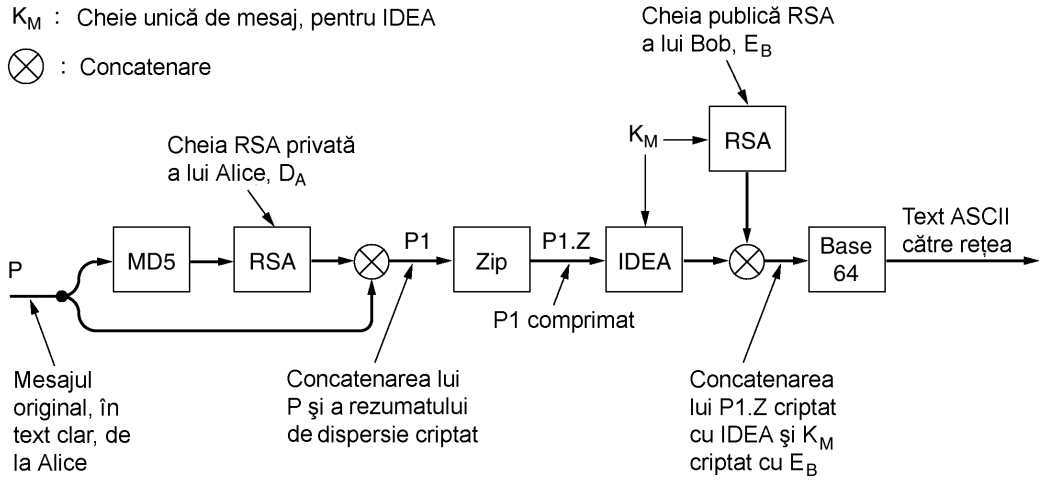


Fig. 8-44. PGP în acțiunea de trimitere a unui mesaj.

Alice începe prin a invoca programul PGP pe calculatorul său. Mai întâi PGP rezumă prin dispersare (eng.: hash) mesajul P utilizând MD5, apoi criptează codul de dispersie rezultat utilizând cheia sa RSA privată, D_A. Când, în cele din urmă, Bob primește mesajul, el poate decripta rezumatul cu cheia publică cunoscută a lui Alice și poate testa corectitudinea acestuia. Chiar dacă altcineva (de ex. Trudy) poate obține codul în această etapă și îl poate decripta cu cheia publică a lui Alice, puterea lui MD5 garantează că este nerealizabilă computațional producerea unui alt mesaj care să aibă același cod MD5.

Rezumatul criptat și mesajul original sunt acum concatenate într-un singur mesaj *P1* și comprimate apoi cu programul ZIP, care utilizează algoritmul Ziv-Lempel (Ziv și Lempel, 1977). Numim ieșirea obținută la acest pas *P1.Z*.

Apoi, PGP îi cere lui Alice introducerea unui șir de caractere oarecare. Atât conținutul acestuia cât și viteza de tastare sunt utilizate pentru a genera o cheie de mesaj de tip IDEA, de 128 de biți, K_M (numită cheie de sesiune în literatura PGP, dar numele este nepotrivit atâta timp cât nu există nici o sesiune). K_M este acum utilizat pentru a cripta *P1.Z* cu IDEA, prin metoda de tip reacție cifrată. În plus, K_M este criptată cu cheia publică a lui Bob, E_B. Aceste două componente sunt apoi concatenate și convertite în bază 64, așa cum s-a discutat în secțiunea despre MIME din Cap. 7. Mesajul rezultat conține numai litere, cifre și simbolurile +, / și =, ceea ce înseamnă că poate fi pus într-un corp de RFC 822 și că ne putem aștepta să ajungă nemodificat la destinație.

Când Bob primește mesajul, îl reconvertește din bază 64 și decriptează cheia IDEA utilizând cheia sa RSA privată. Utilizând această cheie, decriptează mesajul pentru a obține *P1.Z*. După de-

compresia acestuia, Bob separă textul simplu de codul cifrat și decriptează codul de dispersie utilizând cheia publică a lui Alice. Dacă codul textului clar coincide cu ceea ce a calculat el utilizând MD5, el știe că P este mesajul corect și că provine de la Alice.

Merită observat că RSA este utilizat doar în două locuri aici: pentru a cifra codul de dispersie de 128 de biți generat de MD5 și pentru a cifra cheia IDEA de 128 de biți. Deși RSA este lent, are de criptat doar 256 de biți și nu un volum mare de date. Mai mult, toți cei 256 de biți de text simplu sunt generați extrem de aleator, astfel încât numai pentru a determina dacă o cheie ghicită este corectă, Trudy ar trebui să depună o cantitate însemnată de muncă. Criptarea de mare putere este realizată de IDEA, care este cu câteva ordine de mărime mai rapidă decât RSA. Astfel, PGP asigură securitate, compresie și o semnătură digitală și face acest lucru într-o manieră chiar mult mai eficientă decât schema ilustrată în fig. 8-19.

PGP acceptă trei lungimi de chei RSA. Rămâne la latitudinea utilizatorului să o aleagă pe cea mai potrivită. Lungimile disponibile sunt:

1. Obișnuită (384 biți): poate fi spartă ușor în ziua de azi.
2. Comercială (512 biți): ar putea fi spartă de organizații cu nume din trei litere (care se ocupă cu securitatea statului).
3. Militară (1024 biți): Nu poate fi spartă de nici un pământean.
4. Extraterestră (2048 biți): Nu poate fi spartă nici de cineva de pe altă planetă.

Cum RSA este folosită doar pentru două calcule ușoare, toată lumea ar trebui să folosească mereu chei de lungime extraterestră.

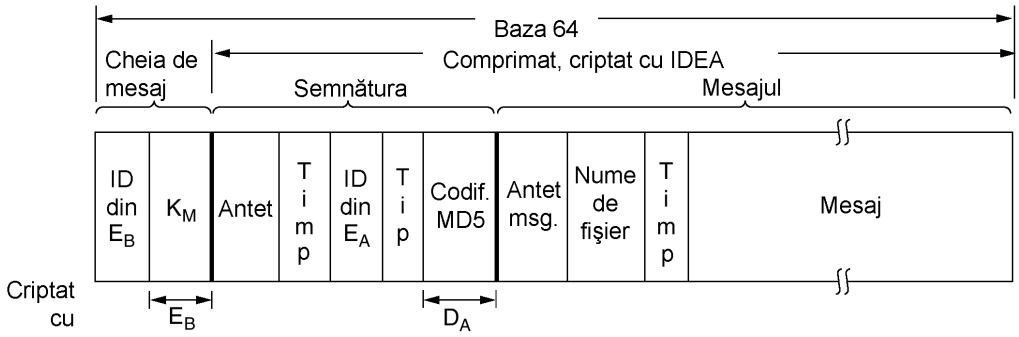


Fig. 8-45. Un mesaj PGP

Formatul unui mesaj PGP este prezentat în fig. 8-45. Mesajul are trei părți, conținând cheia IDEA, semnătura și respectiv mesajul. Partea care conține cheia mai include, de asemenea, un identificator de cheie, deoarece utilizatorilor li se permite să aibă mai multe chei publice.

Partea cu semnătura conține un antet, de care nu ne vom ocupa aici. Antetul este urmat de: o amprentă de timp, identificatorul pentru cheia publică a emițătorului, care poate fi folosit pentru a decripta codul semnăturii, unele informații care identifică algoritmul folosit (pentru a permite folosirea algoritmilor MD6 și RSA2 atunci când aceștia vor fi inventați) precum și codul de dispersie criptat.

Partea de mesaj conține de asemenea un antet, numele implicit care va fi folosit pentru fișier în cazul în care utilizatorul dorește să-l salveze pe disc, o amprentă de timp pusă la crearea mesajului și, în sfârșit, mesajul în sine.

Administrarea cheilor a fost tratată cu atenție foarte mare în PGP, deoarece acesta este călcâiul lui Ahile pentru sistemele de securitate. Administrarea cheilor funcționează după cum urmează. Fiecare utilizator menține două structuri de date locale: un inel cu chei private și unul cu chei publice. **Inelul cheilor private** conține una sau mai multe perechi de chei personale (privată-publică). Motivul pentru care se acceptă mai multe chei pentru un utilizator este pentru a permite acestora să-și schimbe cheile publice periodic sau când se consideră că acestea au fost compromise, fără a invalida mesajele aflate în pregătire sau în tranzit. Fiecare pereche are un identificator asociat, astfel încât un emițător de mesaj poate spune destinatarului ce cheie publică a fost folosită pentru criptarea acestuia. Identificatorii de mesaj constau din ultimii 64 de biți ai cheii publice. Utilizatorii sunt responsabili pentru evitarea conflictelor între identificatorii cheilor lor publice. Cheile private de pe disc sunt criptate folosind o parolă specială (arbitrar de lungă) pentru a le proteja împotriva unor atacuri.

Inelul cheilor publice conține cheile publice ale corespondenților utilizatorului. Acestea sunt necesare pentru criptarea cheilor de mesaj asociate cu fiecare mesaj. Fiecare intrare în inelul cheilor publice conține nu doar cheia publică, ci și identificatorul său pe 64 de biți și o indicație asupra încrederii pe care o are utilizatorul în cheie.

Problema care trebuie rezolvată aici este următoarea. Să presupunem că cheile publice sunt menținute în grupurile de știri. O metodă pentru Trudy de a citi e-mail-ul secret al lui Bob este de a ataca grupul de știri și de a înlocui cheia publică a lui Bob cu una la alegerea sa. Când Alice va lua mai târziu așa-zisa cheie a lui Bob, Trudy poate lansa un atac găleata-brigăzii la adresa lui Bob.

Pentru a preveni astfel de atacuri, sau cel puțin pentru a minimiza consecințele lor, Alice trebuie să știe cât de mult se poate încrede în obiectul numit „cheia lui Bob" din inelul său de chei publice. Dacă ea știe că Bob personal i-a dat o dischetă conținând cheia, atunci poate acorda valoarea maximă de încredere. Această abordare descentralizată, bazată pe controlul utilizatorului, asupra administrării cheilor publice este ceea ce face PGP să se deosebească de schemele centralizate PKI.

Totuși, în practică, oamenii primesc cheile publice întrebând un server de chei sigur. Din acest motiv, după ce X.509 a fost standardizat, PGP a început să suporte aceste certificate, pe lângă tradiționalul mecanism al inelelor cu chei publice. Toate versiunile curente de PGP suportă X.509.

8.8.2 PEM-Privacy Enhanced Mail (Poștă cu Confidențialitate Sporită)

Spre deosebire de PGP, care a fost inițial opera unui singur om, cel de-al doilea exemplu al nostru, **PEM** (eng.: **Privacy Enhanced Mail**), dezvoltat la sfârșitul anilor '80, este un standard oficial Internet și este descris în patru RFC-uri: RFC 1421 până la RFC 1424. Foarte pe scurt, PEM acoperă același teritoriu ca și PGP: confidențialitatea și autentificarea sistemelor de e-mail bazate pe RFC 822. Cu toate acestea, el prezintă și unele diferențe față de abordarea și tehnologia PGP.

Mesajele trimise folosind PEM sunt mai întâi convertite într-o formă canonică, astfel încât ele au aceleași convenții referitoare la spații albe (de ex. tab-uri, spațiile de la sfârșit de text). Apoi este calculat un cod de dispersie al mesajului, folosind MD2 sau MD5. După aceasta, concatenarea codului de dispersie și a mesajului este criptată folosind DES. În lumina cunoscutei slăbiciuni a unei chei de 56 de biți, această alegere este în mod sigur suspectă. Mesajul criptat poate fi apoi codificat utilizând o codificare în baza 64 și transmis destinatarului.

Ca și în PGP, fiecare mesaj este criptat cu o cheie unică, inclusă și ea în mesaj. Cheia poate fi protejată fie cu RSA, fie cu DES triplu folosind EDE.

În PEM administrarea cheilor este mult mai structurată decât în PGP. Cheile sunt certificate prin certificate X.509 emise de CA-uri, care sunt organizate într-o ierarhie rigidă pornind de la o

singură rădăcină (bază). Avantajul acestei scheme este că revocarea certificatului este posibilă dacă autoritatea corespunzătoare rădăcinii emite periodic CRL-uri.

Singura problemă cu PEM este că nimeni nu l-a folosit niciodată și a dispărut de mult în neant. În mare, problema a fost politică: cine ar funcționa ca bază a ierarhiei și în ce condiții? Nu a fost lipsă de candidați, dar multora le-a fost frică să încredințeze vreuneia dintre companii securitatea întregului sistem. Cel mai serios candidat, RSA Security, Inc., a vrut să perceapă o taxă pentru fiecare certificat emis. Totuși, unele organizații au respins ideea. În particular, guvernul Statelor Unite poate folosi toate patentele din țară fără a plăti, iar companiile din afara S.U.A. se obișnuiseră să folosească algoritmul RSA pe gratis (compania a uitat să îl patenteze în afara Statelor Unite). Nici unii, nici alții nu erau entuziasmați de ideea de a trebui deodată să plătească RSA Security, Inc. pentru lucruri pe care ei le făcuseră dintotdeauna pe gratis. Până la urmă, nu a putut fi găsită o bază pentru ierarhie și PEM s-a prăbușit.

8.8.3 S/MIME

Următoarea aventură a IETF în domeniul securității poștei electronice, denumită **S/MIME** (**Secure/MIME,** rom.: **MIME Sigur**), este descrisă în RFC 2632 până la 2643. Ca și PEM, acesta oferă autentificare, integritatea datelor, confidențialitate și non-repudiere. Este de asemenea destul de flexibil, suportând o varietate de algoritmi criptografici. În mod previzibil, având în vedere numele, S/MIME se integrează bine cu MIME, permițând tuturor tipurilor de mesaje să fie protejate. Sunt definite o varietate de antete noi MIME, de exemplu pentru a conține semnături digitale.

IETF a învățat evident ceva din experiența cu PEM. S/MIME nu are o ierarhie rigidă pentru certificate, pornind de la o singură bază. În schimb, utilizatorii pot avea mai multe puncte de încredere (eng.: trust anchors). Atâta timp cât un certificat poate fi urmărit înapoi până la un punct în care utilizatorul are încredere, este considerat valid. S/MIME folosește algoritmii și protocoalele standard pe care le-am examinat până acum, deci nu îl vom mai discuta aici. Pentru detalii, vă rog să consultați RFC-urile.

8.9 SECURITATEA WEB-ULUI

Am studiat două domenii importante în care securitatea este necesară: comunicațiile și poșta electronică. Puteți să vi le imaginați pe acestea ca fiind supa și aperitivul. Acum este momentul pentru felul principal: securitatea Web-ului. Web-ul este locul unde în zilele noastre cele mai multe Trudy își petrec vremea făcând răutăți. În secțiunile următoare vom analiza unele probleme și aspecte referitoare la securitatea Web-ului.

În linii mari, securitatea Web-ului poate fi împărțită în trei subiecte. În primul rând, cum pot fi sigur denumite obiectele și resursele? În al doilea rând, cum se pot stabili conexiuni sigure, autentificate? În al treilea rând, ce se întâmplă când un sit Web trimite unui client un fragment de cod executabil? După ce prezentăm câteva tipuri de pericole, vom examina toate aceste probleme.

8.9.1 Pericole

În ziare se poate citi despre problemele de securitate a siturilor Web aproape în fiecare săptămână. Situația e într-adevăr destul de proastă. Să vedem câteva exemple de lucruri care s-au întâmplat deja. În primul rând, paginile principale ale multor organizații au fost atacate și înlocuite cu alte pagini alese de spărgători (eng.: crackers). (Presa populară denumește persoanele care sparg sistemele „hackers", dar mulți programatori rezervă acest termen pentru marii programatori. Preferăm să denumim aceste persoane „spărgători" - „crackers"). Printre siturile care au fost sparte se numără și Yahoo, Armata S.U.A., CIA, NASA, New York Times. În cele mai multe cazuri, spărgătorii au pus acolo doar un text amuzant și siturile au fost reparate în câteva ore.

Acum să vedem niște cazuri mult mai serioase. Multe situri au căzut din cauza atacurilor de refuz al serviciilor (eng.: denial-of-service attacks), în care spărgătorul „inundă" situl cu trafic, făcându-l incapabil de a răspunde la cererile legitime. De multe ori atacul e lansat de pe un număr mare de mașini în care spărgătorul tocmai a intrat (atacuri distribuite de negare a serviciilor – DDoS attacks). Aceste atacuri au devenit atât de obișnuite încât acum nici nu mai ajung la știri, dar pot costa situl atacat mii de dolari în afaceri pierdute.

În 1999, un spărgător suedez a intrat în situl Hotmail al firmei Microsoft și a creat un sit oglindă (mirror) care permitea oricui să scrie numele unui utilizator Hotmail și apoi să citească toată poșta electronică, cea curentă și cea arhivată, a persoanei respective.

În alt caz, un spărgător rus de 19 ani numit Maxim a intrat într-un sit de comerț electronic și a furat 300000 de numere de cărți de credit. Apoi i-a abordat pe deținătorii sitului și le-a spus că dacă nu îl plătesc cu 100000$, va publica toate numerele de cărți de credit pe Internet. Ei nu au cedat șantajului și el chiar a publicat numerele cărților de credit, producând mari pagube multor victime inocente.

În alt stil, un student de 23 de ani din California a trimis prin e-mail unei agenții de presă un comunicat conținând afirmația falsă că Emulex, o corporație americană, va suferi mari pierderi și că directorul executiv își va da imediat demisia. În câteva ore, acțiunile companiei au scăzut cu 60%, provocând celor care le dețineau pierderi de peste 2 miliarde $. Autorul faptei a câștigat un sfert de milion de dolari vânzând acțiunile cu puțin timp înainte de a trimite anunțul. Chiar dacă acest eveniment nu a fost o spargere a unui sit Web, este clar că punerea unui astfel de anunț pe pagina unei mari corporații ar avea un efect similar.

Am putea (din nefericire) să continuăm așa pe multe pagini. Dar acum este timpul să examinăm unele aspecte tehnice legate de securitatea Web-ului. Pentru mai multe informații despre probleme de securitate de orice fel, vezi (Anderson, 2001; Garfinkel și Spafford, 2002; și Schneier, 2000). Și căutând pe Internet se va obține un număr imens de astfel de cazuri.

8.9.2 Siguranța numelor

Să începem cu ceva simplu: Alice vrea să viziteze situl Web al lui Bob. Ea tastează URL-ul lui Bob în browser și după câteva secunde, apare o pagină Web. Dar este pagina lui Bob? Pate că da, poate că nu. Poate că Trudy s-a întors din nou la farsele ei. De exemplu, ar putea să intercepteze toate pachetele ce vin de la Alice și să le examineze. Când găsește o cerere HTTP de tip *GET* pentru situl lui Bob, ar putea să se ducă ea însăși la situl lui Bob ca să ia pagina, să o modifice după cum dorește și să îi trimită lui Alice pagina falsă. Alice nu ar fi deloc mai înțeleaptă. Mai rău, Trudy ar putea să micșoreze prețurile din magazinul virtual al lui Bob pentru a face produsele să pară foarte atractive, păcălind-o astfel pe Alice să trimită numărul cărții ei de credit lui „Bob" ca să cumpere ceva.

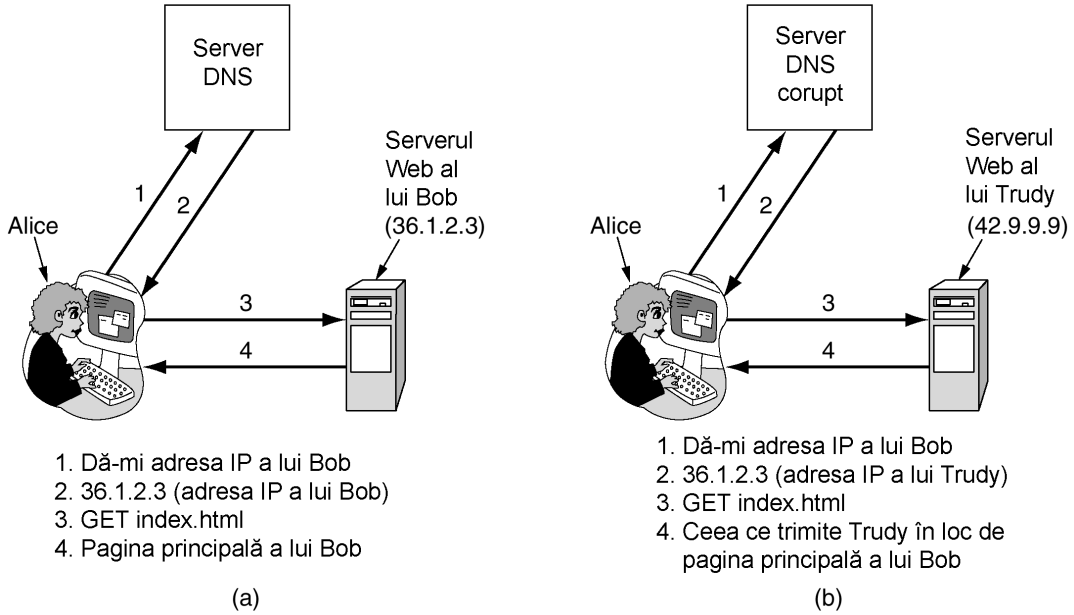


Fig. 8-46. (a) Situație normală. (b) Atac bazat pe spargerea DNS-ului și modificarea înregistrării lui Bob.

Un dezavantaj al acestui atac clasic de tip omul-din-mijloc este acela că Trudy trebuie să poată intercepta traficul ce pleacă de la Alice și să îl poată falsifica pe cel ce vine. Practic, ea trebuie să intercepteze linia de telefon a lui Alice sau a lui Bob, pentru că interceptarea fibrei optice este foarte dificilă. Deși interceptarea activă a cablurilor este cu siguranță posibilă, ea presupune o anumită cantitate de muncă, iar Trudy, cu toate că este inteligentă, este leneșă. În plus, există moduri mai ușoare de a o păcăli pe Alice.

Păcălirea DNS-ului (DNS Spoofing)

De exemplu, să presupunem că Trudy poate să spargă sistemul DNS, sau poate memoria ascunsă a DNS de la ISP-ul lui Alice, și să înlocuiască adresa IP a lui Bob (să zicem, 36.1.2.3) cu adresa ei (a lui Trudy, să zicem, 42.9.9.9). Aceasta duce la următorul atac. Modul în care ar trebui să funcționeze este ilustrat în fig. 8-46(a). Aici (1) Alice cere DNS-ului adresa IP a lui Bob, (2) o obține, (3) îi cere lui Bob pagina sa principală și (4) o obține și pe aceasta. După ce Trudy a modificat înregistrarea DNS corespunzătoare lui Bob astfel încât aceasta să conțină adresa ei IP în loc de cea a lui Bob, ajungem la situația din fig. 8-46(b). Aici, când Alice caută adresa IP a lui Bob, o obține pe a lui Trudy, așa că tot traficul ei destinat lui Bob ajunge la Trudy. Trudy poate organiza acum un atac omul-din-mijloc fără să mai fie necesar să facă efortul de a intercepta vreo linie telefonică. În schimb, ea trebuie să pătrundă într-un server DNS și să schimbe o înregistrare, ceea ce este mult mai ușor.

Cum ar putea Trudy să înșele DNS-ul? Acest lucru se dovedește a fi relativ ușor. Pe scurt, Trudy poate să păcălească serverul DNS de la ISP-ul lui Alice, făcându-l să trimită o cerere pentru a afla adresa lui Bob. Din nefericire, deoarece DNS-ul folosește UDP, serverul DNS practic nu poate verifica cine a dat cu adevărat răspunsul. Trudy poate profita de această proprietate pentru a falsifica răspunsul așteptat, introducând astfel o adresă IP falsă în memoria ascunsă a serverului DNS.

Pentru simplitate, vom presupune că inițial ISP-ul lui Alice nu are o intrare pentru situl Web al lui Bob, *bob.com*. Dacă are, Trudy poate să aștepte până când aceasta expiră și să încerce mai târziu (sau să folosească alte manevre).

Trudy începe atacul prin a trimite o cerere de căutare ISP-ului lui Alice, solicitând adresa IP a sitului *bob.com*. Cum nu are nici o intrare pentru acest nume, serverul local interoghează serverul de nivel superior pentru domeniul *com* pentru a obține una. Totuși, Trudy o ia înaintea serverului *com* și trimite înapoi un răspuns fals spunând: „*bob.com* este 42.9.9.9" , unde acea adresă IP este a ei. Dacă răspunsul ei fals ajunge primul la ISP-ul lui Alice, va fi memorat în memoria ascunsă și răspunsul adevărat va fi respins ca răspuns nesolicitat la o cerere care nu mai e valabilă. A face un server DNS să instaleze o adresă IP falsă se numește **păcălirea DNS-ului** (eng.: **DNS spoofing**). O memorie ascunsă care conține o adresă IP intenționat falsă, ca aceasta, se numește **memorie ascunsă otăvită** (eng.: **poisoned cache**).

De fapt, lucrurile nu sunt chiar așa de simple. În primul rând, ISP-ul lui Alice verifică dacă răspunsul are adresa IP sursă corectă a serverului de nivel superior. Dar cum Trudy poate să pună orice dorește în acel câmp al mesajului, poate trece ușor de acest test, pentru că adresele IP ale serverelor de nivel superior trebuie să fie publice.

În al doilea rând, pentru ca serverele DNS să poată spune care răspuns corespunde cărei cereri, toate cererile poartă un număr de secvență. Pentru a păcăli ISP-ul lui Alice, Trudy trebuie să îi cunoască numărul de secvență curent. Cea mai ușoară metodă de a afla numărul de secvență este ca Trudy să–și înregistreze ea însăși un domeniu, să spunem *trudy-the-intruder.com*. Să presupunem că adresa IP a acestuia este tot 42.9.9.9. Ea creează și un server DNS pentru noul ei domeniu, să spunem *dns.trudy-the-intruder.com*. Și acesta folosește adresa IP a lui Trudy, 42.9.9.9, din moment ce Trudy are un singur calculator. Acum ea trebuie să-l facă pe ISP-ul lui Alice să înregistreze serverul ei DNS. Asta e ușor de făcut. Tot ceea ce are de făcut este să întrebe ISP-ul lui Alice de *foobar.trudy-the-intruder.com*, și ISP-ul lui Alice va afla cine se ocupă de noul domeniu al lui Trudy întrebând serverul *com* de nivel superior.

Cu *dns.trudy-the-intruder.com* aflat în siguranță în memoria ascunsă a ISP-ului lui Alice, adevăratul atac poate începe. Acum Trudy întreabă ISP-ul lui Alice de *www.trudy-the-intruder.com.* Bineînțeles, ISP-ul trimite serverului DNS al lui Trudy o cerere referitoare la acest domeniu. Această cerere poartă numărul de secvență pe care îl caută Trudy. Sprintenă ca un iepuraș, Trudy îi cere ISP-ului lui Alice să îl caute pe Bob. Apoi răspunde imediat la propria întrebare trimițând ISP-ului un răspuns falsificat, ca din partea serverului *com* de nivel superior, spunând: „*bob.com* este 42.9.9.9 ". Acest răspuns falsificat poartă un număr de secvență cu 1 mai mare decât cel pe care tocmai l-a primit ea. Dacă tot a ajuns aici, poate să mai trimită și un al doilea fals cu un număr de secvență cu 2 mai mare și poate încă o duzină de răspunsuri false cu numere de secvență consecutive. Unul dintre ele va trebui să se potrivească. Restul pur și simplu vor fi respinse. Când răspunsul fals ajunge la Alice, este stocat în memoria ascunsă; mai târziu, când va ajunge răspunsul adevărat, va fi respins pentru că nu va mai exista pentru el o cerere valabilă.

Acum, când Alice caută *bob.com*, i se spune să folosească 42.9.9.9, adresa lui Trudy. Trudy a organizat cu succes un atac omul-din-mijloc din confortabila ei cameră de zi. Diverșii pași ai acestui atac sunt ilustrați în fig. 8-47. Pentru ca situația să fie și mai complicată, acesta nu e singurul mod de a păcăli DNS-ul. Mai există multe alte moduri.

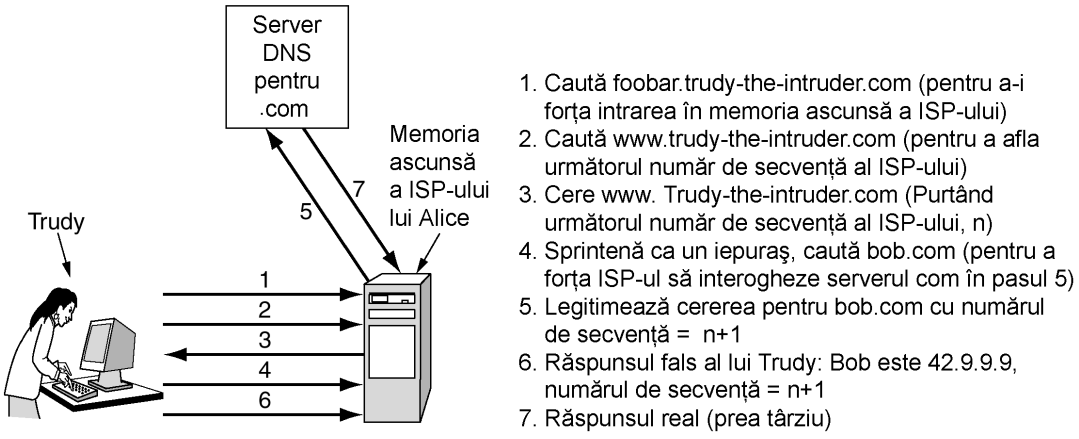


Fig. 8-47. Cum păcălește Trudy ISP-ul lui Alice

DNS sigur

Acest atac, în particular, poate fi împiedicat făcând serverele DNS să folosească identificatori aleatorii în cererile lor în loc să numere pur și simplu, dar se pare că de fiecare dată când o gaură e astupată, se ivește una nouă. Adevărata problemă este că DNS-ul a fost proiectat într-o vreme în care Internetul era o facilitate pentru cercetare pentru câteva sute de universități și nici Alice, nici Bob, nici Trudy nu intraseră încă în joc. Pe atunci securitatea nu era o problemă; problema era de a face Internetul să funcționeze. Situația s-a schimbat radical cu trecerea anilor, așa că în 1994 IETF a înființat un grup de lucru care să facă DNS-ul fundamental sigur. Acest proiect este cunoscut sub numele de **DNSsec** (**DNS security,** rom.: securitatea DNS-ului); Rezultatele lui sunt prezentate în RFC 2535. Din nefericire, DNSsec nu a fost încă distribuit peste tot, așa că multe servere DNS sunt încă vulnerabile la atacuri de păcălire.

Conceptual, DNSsec este extrem de simplu. Este bazat pe criptografia cu chei publice. Fiecare zonă DNS (în sensul din figura7-4) are o pereche de chei formată dintr-una publică și una privată. Toate informațiile trimise de un server DNS sunt semnate cu cheia privată a zonei de origine, deci destinatarul poate să le verifice autenticitatea.

DNSsec oferă trei servicii fundamentale:

1. Dovada originii datelor.
2. Distribuția cheilor publice.
3. Autentificarea tranzacțiilor și a cererilor.

Principalul serviciu este primul dintre ele, care verifică faptul că datele returnate au fost aprobate de către deținătorul zonei. Al doilea este util pentru stocarea și refacerea, în siguranță, a cheilor publice. Al treilea este necesar pentru a proteja împotriva atacurilor prin reluare și a celor de păcălire. Observați că păstrarea secretului nu face parte dintre serviciile oferite deoarece toate informațiile din DNS sunt considerate publice. Cum etapele dezvoltării DNSsec se estimează că vor dura mai mulți ani, capacitatea serverelor ce pot asigura securitatea de a colabora cu cele ce nu o asigură este esențială, ceea ce implică faptul că protocolul nu poate fi schimbat. Să vedem acum niște detalii.

Înregistrările DNS sunt grupate în mulțimi numite **RRSets** (**Resource Record Sets**, rom.: Mulțimi de Înregistrări de Resurse), toate înregistrările cu același nume, clasă și tip fiind incluse într-o mulțime. O mulțime poate conține mai multe înregistrări A, de exemplu, dacă un nume DNS corespunde

unei adrese IP primare și unei adrese IP secundare. Mulțimile sunt extinse cu câteva tipuri noi de înregistrări (discutate mai jos). Pentru fiecare mulțime se face un cod de dispersie criptografic (de exemplu utilizând MD5 sau SHA-1). Rezumatul e semnat de către zona privată a RRSet. La primirea unei mulțimi semnate, clientul poate verifica dacă a fost semnată cu cheia privată a zonei de origine. Dacă semnătura coincide, datele sunt acceptate. Cum fiecare mulțime are propria semnătură, RRSet poate fi memorat oriunde, chiar pe un server neautorizat, fără să pună în pericol securitatea.

DNSsec introduce câteva tipuri noi de înregistrări. Primul din ele este înregistrarea *KEY*. Această înregistrare conține cheia publică a unei zone, utilizatorul, gazda, sau alt principal, algoritmul criptografic folosit pentru semnături, protocolul folosit pentru transmisie și încă biți în plus. Cheia publică este stocată ca atare. Certificatele X.509 nu sunt utilizate, din cauza dimensiunii lor. Câmpul corespunzător algoritmului este 1 pentru semnături MD5/RSA (varianta preferată), sau are alte valori pentru alte combinații. Câmpul corespunzător protocolului poate indica folosirea IPsec sau a altor protocoale de securitate, dacă s-a utilizat vreunul.

Al doilea tip nou de înregistrare este *SIG*. Acesta conține codul de dispersie semnat conform algoritmului specificat în înregistrarea *KEY*. Semnătura se aplică tuturor resurselor din set, inclusiv celor de tip *KEY*, dar nu și lui însuși. Înregistrarea mai conține și momentele când începe perioada de valabilitate a semnăturii și când aceasta expiră, precum și numele celui care semnează și alte câteva informații.

DNSsec este proiectat astfel încât cheia privată a unei zone să poată fi păstrată pe un calculator neconectat la rețea. O dată sau de două ori pe zi, conținutul bazei de date a unei zone poate fi transportat manual (de exemplu, pe CD-ROM) la o mașină neconectată unde se găsește cheia privată. Toate mulțimile de înregistrări pot fi semnate acolo și înregistrările SIG create astfel pot fi duse înapoi, pe CD-ROM, la serverul primar al zonei. Astfel, cheia privată poate fi memorată pe un CD-ROM încuiat într-un seif, mai puțin în momentele în care este introdus în calculatorul neconectat pentru a semna înregistrările noi. Când semnarea s-a terminat, toate copiile cheii sunt șterse din memorie și CD-ROM-ul este pus înapoi în seif. Această procedură reduce securitatea electronică la securitatea fizică, cu care oamenii știu cum să se descurce.

Această metodă de a pre-semna mulțimile de înregistrări accelerează foarte mult procesul de răspuns la cereri, deoarece nu mai trebuie făcute pe loc operații de criptografie. Dezavantajul este că e necesară o cantitate mare de spațiu pe disc pentru a stoca toate cheile și semnăturile în bazele de date DNS. Unele înregistrări își vor mări dimensiunea de zece ori din cauza semnăturii.

Când un proces client obține o mulțime de înregistrări semnată, trebuie să aplice cheia publică a zonei de origine pentru a decripta rezumatul, să calculeze el însuși rezumatul, și să compare cele două valori. Dacă sunt identice, datele sunt considerate valide. Totuși, această procedură ridică întrebarea cum va afla clientul cheia publică a zonei. Un mod este de a o cere unui server autorizat, folosind o conexiune sigură (de ex., folosind IPsec).

Totuși, în practică, e de așteptat ca clienții să fie reconfigurați cu cheile publice ale tuturor domeniilor de nivel superior. Dacă acum Alice vrea să viziteze situl Web al lui Bob, poate cere DNS-ului mulțimea de înregistrări pentru *bob.com*, care va conține adresa IP a acestuia și o înregistrare de tip *KEY* cu cheia publică a lui Bob. Această mulțime de înregistrări va fi semnată de către nivelul superior *com*, deci Alice îi poate verifica ușor validitatea. Un exemplu de ce ar putea conține această mulțime de înregistrări se află în fig. 8-48.

Numele domeniului	Timp de viață	Clasă	Tip	Valoare
bob.com	86400	IN	A	36.1.2.3
bob.com	86400	IN	KEY	3682793A7B73F731029CE2737D...
bob.com	86400	IN	SIG	86947503A8B848F5272E53930C...

Fig. 8-48. Un exemplu de mulțime de înregistrări (RRSet) pentru *bob.com*. Înregistrarea *KEY* este cheia publică a lui Bob. Înregistrarea *SIG* este rezumatul serverului *com* de nivel superior pentru înregistrările A și *KEY* , pentru a le verifica autenticitatea.

Înarmată acum cu o copie verificată a cheii publice a lui Bob, Alice poate întreba serverul DNS al lui Bob (rulat de Bob) de adresa IP pentru *www.bob.com*. Această mulțime de înregistrări va fi semnată cu cheia privată a lui Bob, deci Alice poate verifica semnătura mulțimii de înregistrări pe care o returnează Bob. Dacă Trudy reușește în vreun fel să introducă o mulțime de înregistrări falsă în una din memoriile ascunse, Alice poate detecta cu ușurință lipsa ei de autenticitate pentru că înregistrarea *SIG* va fi incorectă.

Totuși, DNSsec oferă și un mecanism criptografic de a lega un răspuns de o anumită cerere, pentru a preveni înșelătoria pe care Trudy a reușit să o facă în fig. 8-47. Această măsură (opțională) de prevenire a înșelătoriilor adaugă la răspuns un cod de dispersie al mesajului de interogare semnat cu cheia privată a celui care răspunde. Cum Trudy nu știe cheia privată a serverului *com* de nivel superior, nu poate falsifica un răspuns la o cerere pe care ISP-ul lui Alice a trimis-o acolo. Desigur, ea poate să trimită prima răspunsul, dar acesta va fi respins din cauza semnăturii invalide a rezumatului cererii.

DNSsec suportă și alte câteva tipuri de înregistrări. De exemplu, înregistrarea *CERT* poate fi utilizată pentru a stoca certificate (de ex., certificate X.509). Această înregistrare a fost oferită pentru că unele persoane vor să transforme DNS-ul într-un PKI. Dacă aceasta se va întâmpla cu adevărat rămâne de văzut. Vom pune capăt aici discuției despre DNSsec. Pentru mai multe detalii, vă rugăm să consultați RFC 2535.

Nume cu auto-certificare

DNS sigur nu este singura posibilitate de a proteja numele. O abordare complet diferită este întâlnită în **Sistemul Sigur de Fișiere (Secure File System)** (Mazières et. al, 1999). În acest proiect, autorii au conceput un sistem de fișiere sigur, scalabil, de întindere foarte largă, fără a modifica DNS-ul (standard) și fără a folosi certificate sau a presupune existența unei PKI. În această secțiune vom arăta cum au putut fi aplicate ideile lor în cazul Web-ului. Prin urmare, în descrierea de mai jos vom folosi terminologia Web în loc de cea a sistemelor de fișiere, utilizată în lucrarea respectivă. Dar, pentru a evita orice confuzie, deși această schemă *ar putea* să fie aplicată Web-ului pentru a obține o securitate înaltă, ea nu este folosită în prezent și ar avea nevoie de modificări substanțiale ale software-ului pentru a fi introdusă.

Vom începe prin a presupune că fiecare server Web are o pereche de chei formată dintr-o cheie publică și una privată. Esența ideii este că fiecare URL conține un cod de dispersie criptografic pentru numele serverului și cheia publică a acestuia, ca parte a URL-ului. De exemplu, în fig. 8-49 vedem URL-ul pentru fotografia lui Bob. Începe cu obișnuita schemă *http*, urmată de numele DNS al serverului (*www.bob.com*). Apoi urmează două puncte și un rezumat de 32 de caractere. La sfârșit

este numele fișierului, din nou în modul obișnuit. Cu excepția codului de dispersie, acesta este un URL standard. Împreună cu codul, este un **URL cu auto-certificare** (eng.: **self-certifying URL**).

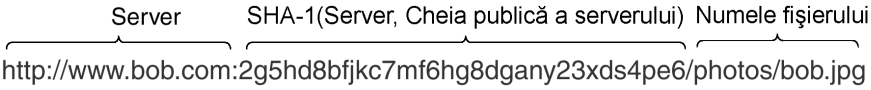


Fig. 8-49. Un URL cu auto-certificare conținând un rezumat al numelui serverului și al cheii publice.

Întrebarea evidentă este: La ce folosește codul de dispersie? Codul e calculat concatenând numele DNS al serverului cu cheia publică a acestuia și aplicând rezultatului funcția SHA-1 pentru a obține un cod pe 160 de biți. În această schemă, rezumatul e reprezentat ca o secvență de 32 de cifre și litere mici, cu excepția literelor „l” și „o” și a cifrelor „1” și „0”, pentru a evita confuziile. Deci au mai rămas 32 de cifre și de litere posibile. Fiecare dintre cele 32 de caractere disponibile poate codifica un șir de 5 biți. Un șir de 32 de caractere poate reprezenta rezumatul SHA-1 de 160 de biți. De fapt, nu e necesară folosirea unui rezumat; ar putea fi folosită cheia însăși. Avantajul rezumatului este că reduce lungimea numelui.

Cel mai simplu (dar cel mai puțin convenabil) mod de a vedea fotografia lui Bob este ca Alice să trimită pur și simplu șirul din fig. 8-49 programului de navigare. Programul de navigare trimite un mesaj la situl lui Bob, cerându-i cheia publică. Când cheia publică a lui Bob ajunge, programul de navigare concatenează numele serverului și cheia publică și execută algoritmul de calcul al rezumatului. Dacă rezultatul coincide cu rezumatul de 32 de caractere din URL-ul securizat, programul de navigare este sigur că are cheia publică a lui Bob. Până la urmă, datorită proprietăților algoritmului SHA-1, chiar dacă Trudy interceptează cererea și falsifică răspunsul, nu are cum să găsească o cheie publică prin care să se obțină rezumatul așteptat. Orice interferență din partea ei va fi astfel detectată. Cheia publică a lui Bob poate fi stocată în memoria ascunsă pentru utilizări viitoare.

Acum Alice trebuie să verifice că Bob are cheia privată corespunzătoare. Ea construiește un mesaj conținând o cheie de sesiune AES propusă, un număr ad-hoc și o amprentă de timp. Pe urmă criptează mesajul cu cheia publică a lui Bob și i-l trimite. Cum doar Bob are cheia privată corespunzătoare, numai el poate să decripteze mesajul și să trimită înapoi numărul ad-hoc criptat cu cheia AES. Când primește numărul corect criptat AES, Alice știe că vorbește cu Bob. De asemenea, Alice și Bob au acum o cheie de sesiune AES pentru următoarele cereri și răspunsuri *GET*.

Odată ce Alice are fotografia lui Bob (sau orice altă pagină Web), ea poate să o marcheze (eng.: bookmark), ca să nu mai trebuiască să scrie încă o dată întregul URL. Mai mult, URL-urile incluse în paginile Web pot fi de asemenea cu auto-certificare, ca să poată fi folosite doar făcându-se un clic pe ele, dar având în plus și siguranța că pagina returnată este cea corectă. Alte moduri de a evita scrierea inițială a URL-urilor cu auto-certificare sunt obținerea lor printr-o conexiune sigură de la un server autorizat sau prezența lor în certificate X.509 semnate de autorități de certificare.

Altă metodă de a obține URL-uri cu auto-certificare ar fi conectarea la un motor de căutare autorizat, introducând (prima dată) URL-ul cu auto-certificare al acestuia, și trecerea prin același protocol cu cel descris mai sus, ceea ce va duce la o conexiune sigură, autentificată, cu motorul de căutare. Apoi motorul de căutare poate fi interogat, iar rezultatele vor apărea pe o pagină semnată, plină cu URL-uri auto-certificate ce pot fi accesate printr-un clic, fără a mai fi necesară scrierea unor șiruri lungi.

Acum să vedem cât de bine rezistă această abordare la păcălelile lui Trudy. Dacă Trudy reușește otrăvirea memoriei ascunse de la ISP-ul lui Alice, cererea lui Alice ar putea fi în mod greșit livrată lui Trudy în loc de Bob. Dar acum protocolul cere ca cel ce primește un mesaj inițial (adică Trudy) să returneze o cheie care să producă rezumatul corect. Dacă Trudy își trimite propria cheie publică, Alice o va detecta imediat pentru că rezumatul SHA-1 nu se va potrivi cu URL-ul auto-certificat. Dacă Trudy trimite cheia publică a lui Bob, Alice nu va detecta atacul, dar va cripta mesajul următor folosind cheia lui Bob. Trudy va primi mesajul, dar nu va putea să-l decripteze pentru a extrage cheia AES și numărul ad-hoc. În ambele cazuri, tot ceea ce poate face această păcălire a DNS-ului este să provoace un atac de refuz al serviciului.

8.9.3 SSL – Nivelul soclurilor sigure (Secure Sockets Layer)

Securitatea numelor pe Web reprezintă un bun start, dar există mult mai multe de spus despre securitatea pe Web. Următorul pas îl reprezintă conexiunile sigure. Acum vom discuta despre cum se poate ajunge la conexiuni sigure.

Atunci când Web-ul a intrat în atenția publicului, el era folosit pentru distribuția de pagini statice. Oricum, nu după mult timp, câteva companii au avut ideea de a-l folosi pentru tranzacții financiare, cum ar fi de exemplu cumpărarea de bunuri cu ajutorul cărții de credit, operațiuni bancare online și schimburi electronice de acțiuni. Aceste aplicații au creat o cerere pentru conexiuni sigure. În 1995, compania Netscape Communications, furnizorul dominant de navigatoare de web din acel moment, a răspuns acestei cereri prin introducerea unui pachet de securitate denumit **SSL** (***Secure Sockets Layer*** rom.: ***nivelul soclurilor sigure***). Acest program împreună cu protocolul său sunt larg folosite acum și de Internet Explorer, așa că merită să fie examinat mai în detaliu.

SSL-ul realizează o conexiune sigură între două socluri, precum și

1. Negocierea parametrilor între client și server
2. Autentificare mutuală a clientului și serverului
3. Comunicare secretă
4. Protecția integrității datelor

Am mai văzut aceste elemente și înainte astfel că nu este nevoie să insistăm asupra lor în continuare.

Poziția SSL-ului în cadrul stivei de protocoale este ilustrată în fig. 8-50. De fapt, este un nou nivel interpus între nivelul aplicație și cel de transport, acceptând cereri din partea unui program de navigare și trimițându-le mai jos către TCP pentru transmisia către server. Din momentul în care s-a realizat conexiunea sigură, principala sarcină a SSL-ului constă în asigurarea compresiei și a criptării. Când HTTP este folosit deasupra SSL-ului, este denumit **HTTPS** (rom.: *HTTP securizat – eng.: Secure HTTP*), deși este vorba de protocolul standard HTTP. Câteodată este disponibil la un nou port (443) în loc de portul standard (80). Ca o particularitate, folosirea SSL nu este restricționată numai cu programe de navigare Web, deși aceasta este aplicația cea mai des întâlnită.

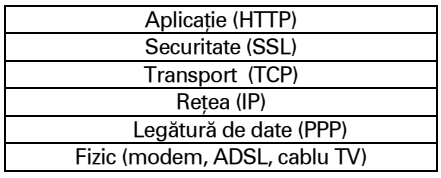


Fig. 8-50. Niveluri (și protocoale) pentru un utilizator obișnuit ce navighează cu SSL.

Protocolul SSL a cunoscut mai multe versiuni. În cele ce urmează, vom discuta numai despre versiunea 3, care este cea mai folosită. SSL suportă o diversitate de algoritmi și opțiuni diferite. Aceste opțiuni includ prezența sau absența compresiei, algoritmii de criptare ce vor fi folosiți și câteva chestiuni legate de restricțiile de export impuse criptografiei. Cea din urmă este gândită în principal pentru a asigura că criptografia serioasă este folosită numai în cazul în care ambele capete ale conexiunii sunt situate în Statele Unite. În alte cazuri, cheile sunt limitate la 40 de biți, ceea ce pentru criptografi reprezintă o glumă. Netscape a fost forțat să impună această restricție pentru a putea obține o licență de export din partea Guvernului Statelor Unite.

SSL constă din două subprotocoale, unul pentru stabilirea unei conexiuni sigure și unul pentru folosirea acesteia. Să începem mai întâi să vedem cum sunt stabilite conexiunile securizate. Subprotocolul de stabilire a conexiunii este arătat în fig. 8-51. El începe cu mesajul 1 când Alice trimite o cerere către Bob pentru stabilirea unei legături. Cererea specifică versiunea de SSL pe care o are Alice și preferințele sale cu privire la algoritmii de compresie și de criptare. De asemenea, conține un număr ad-hoc (eng.: nonce), R_A, ce va folosit mai târziu.

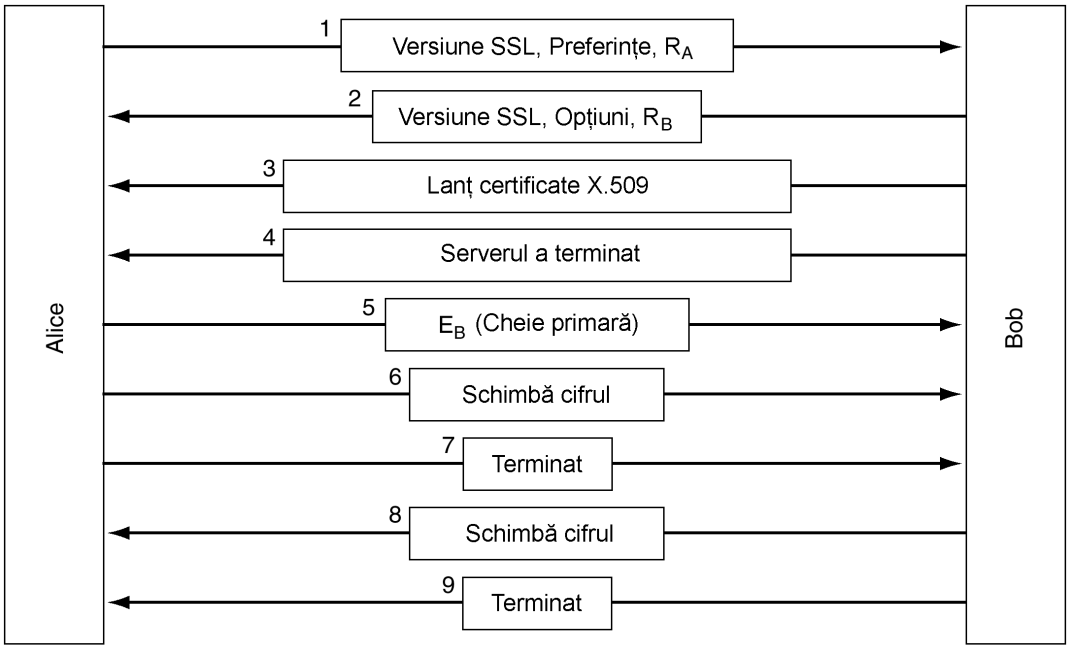


Fig. 8-51. O versiune simplificată a subprotocolului de stabilire unei conexiuni SSL

Acum este rândul lui Bob. În cel de al doilea mesaj, Bob face o alegere între diverșii algoritmi pe care Alice îi poate suporta și își trimite numărul lui ad-hoc, R_B. Apoi, în mesajul 3, el trimite un certificat ce conține cheia lui publică. Dacă acest certificat nu este semnat de o autoritate recunoscută, el trimite de asemenea și un lanț de certificate ce pot fi urmate în sens invers până la ultimul. Toate programele de navigare, inclusiv cel al lui Alice, au predefinite aproximativ 100 de chei publice, așa că dacă Bob poate stabili un lanț care ajunge la una din acestea, Alice va putea să verifice cheia publică a lui Bob. În acest moment, Bob poate trimite și alte mesaje (cum ar fi o cerere pentru certificatul cheii publice al lui Alice). Când Bob a terminat, el trimite mesajul numărul 4 pentru a-i spune lui Alice că este rândul ei.

Alice răspunde prin alegerea unei **chei primare** (eng.: *premaster key*) aleatoare de 384 de biți și prin trimiterea acesteia lui Bob, criptată cu cheia lui publică (mesajul numărul 5). Cheia sesiunii folosită de fapt pentru criptarea datelor este derivată din cheia primară combinată cu ambele numere ad-hoc într-o manieră complexă. După ce mesajul 5 a ajuns, atât Alice cât și Bob sunt în stare să calculeze cheia sesiunii. Datorită acestui fapt, Alice îi spune lui Bob să folosească noul cifru (mesajul 6) și de asemenea că a terminat subprotocolul de stabilire (mesajul 7). Bob îi răspunde afirmativ la aceste mesaje (mesajele cu numerele 8 și 9).

Totuși, deși Alice știe cine este Bob, Bob nu știe cine este Alice (în afara cazului în care Alice are o cheie publică și un certificat corespunzător pentru ea, o situație puțin probabilă în cazul unui individ). De aceea, primul mesaj al lui Bob poate foarte bine să fie o cerere pentru ca Alice să se autentifice folosind un nume de login și o parolă ce au fost stabilite anterior. Protocolul de autentificare este în afara domeniului de acoperire al SSL-ului. De îndată ce a fost îndeplinit, prin orice mijloace, transportul de date poate începe.

Așa cum este menționat și mai sus, SSL suportă mai mulți algoritmi de criptare. Cel mai puternic dintre aceștia folosește triplu DES cu trei chei separate pentru criptare și SHA-1 pentru integritatea mesajului. Această combinație este relativ lentă, așa că este folosită de cele mai multe ori de operațiile bancare și alte aplicații în care este necesar cel mai mare nivel de securitate. Pentru aplicații obișnuite de comerț electronic este folosit RC4 cu o cheie de 128 de biți pentru criptare și MD5 pentru autentificarea mesajului. RC4 folosește cheia de 128 de biți ca un punct de plecare și o extinde la un număr mult mai mare pentru uzul intern. Apoi folosește acest număr intern pentru a genera un șir-cheie. Acesta este supus unei operații SAU EXCLUSIV cu textul pentru a genera un flux de cifru clasic, așa cum am văzut în fig. 8-14. Versiunile de export folosesc de asemenea RC4 cu chei de 128 de biți, dar 88 de biți dintre aceștia sunt făcuți public pentru a face cifrul mai ușor de spart.

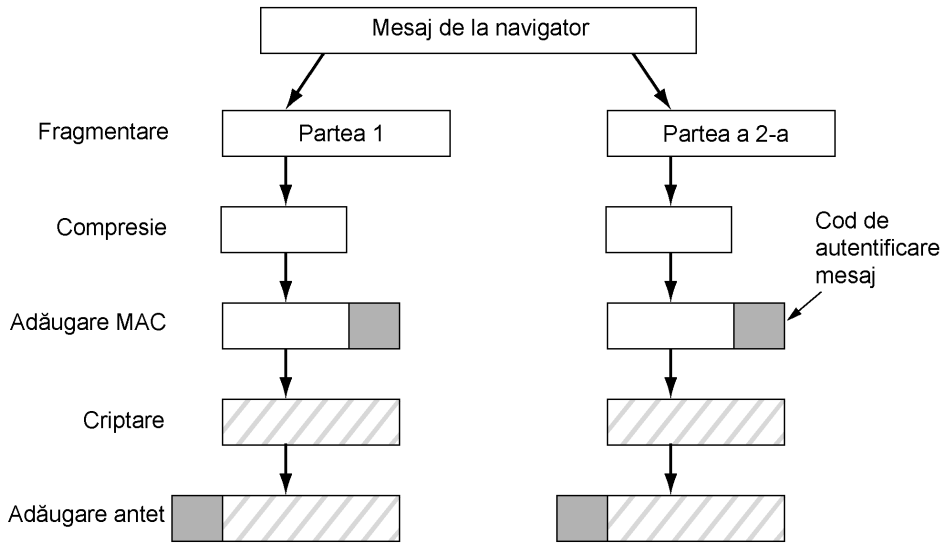


Fig. 8-52. Transmisie de date folosind SSL

Pentru transportul efectiv, este folosit un al doilea subprotocol, așa cum este arătat în fig. 8-52. Mesajele de la navigator sunt mai întâi sparte în bucăți de până la 16 KB. Dacă compresia este activată, atunci fiecare unitate este apoi compresată. După aceea, o cheie secretă derivată din cele două

numere ad-hoc și cheia primară este concatenată cu textul compresat și rezultatul este rezumat cu algoritmul de dispersie agreat (de obicei MD5). Acest cod de dispersie este adăugat fiecărui fragment ca MAC (*Message authentication code – cod pentru autentificarea mesajului*). Fragmentul compresat împreună cu MAC este apoi criptat cu algoritmul de criptare simetrică agreat (de obicei prin aplicarea operației SAU EXCLUSIV cu șirul-cheie RC4). În final, este atașat un antet de fragment și fragmentul este transmis prin intermediul conexiunii TCP.

Prudența este totuși importantă. Deoarece a fost demonstrat că RC4 are câteva chei slabe ce pot fi analizate criptologic, securitatea SSL folosind RC4 este pe un teren șubred (Fluhrer et. al, 2001). Programele de navigare ce permit utilizatorului să aleagă suita de cifruri ar trebui configurate să folosească mereu DES triplu cu chei de 168 de biți și SHA-1, chiar dacă această combinație este mai lentă decât RC4 și MD5.

O altă problemă cu SSL o reprezintă faptul că principalii pot să nu aibă certificate și chiar dacă au, ei nu verifică întotdeauna dacă cheile folosite se potrivesc cu certificatele.

În 1996, compania Netscape Communications a trimis SSL către IETF pentru standardizare. Rezultatul a fost **TLS** (eng.: *Transport Layer Security – rom.: Securitate la nivelul de transport*). Acesta este descris în RFC 2246.

Schimbările aduse SSL au fost relativ mici, dar suficiente pentru ca versiunea 3 de SSL și TLS să nu poată coopera. De exemplu, modul în care cheia de sesiune este derivată din cheia primară (eng.: premaster key) și numerele ad-hoc a fost schimbat pentru a face cheia mult mai puternică (adică mai greu de criptanalizat). Versiunea de TLS este cunoscută ca versiunea 3.1 SSL. Prima implementare a apărut în anul 1999, dar încă nu este clar dacă TLS va înlocui SSL în practică, deși este puțin mai puternic. Problema cu cheile slabe RC4 rămâne totuși.

8.9.4 Securitatea codului mobil

Denumirile și conexiunile sunt două zone de interes pentru securitatea pe Web. Dar sunt mai multe. La început, când paginile Web erau doar fișiere statice HTML, ele nu conțineau cod executabil. Acum, ele conțin adesea mici programe, inclusiv applet-uri Java, programe ActiveX și fragmente JavaScript. Descărcarea și execuția de **cod mobil** (eng.: *mobile code*) prezintă un risc de securitate mare; de aceea au fost elaborate diverse metode pentru micșorarea acestui risc. Vom analiza acum pe scurt unele probleme ce privesc codul mobil și câteva dintre soluțiile de rezolvare.

Securitatea applet-urilor Java

Applet-urile Java sunt mici programe Java care se traduc în limbajul unei mașini cu stivă denumit **JVM** (eng.: *Java Virtual Machine* – rom.: *Mașină virtuală Java*). Ele pot fi puse intr-o pagină Web fiind descărcate împreună cu pagina. După ce pagina a fost descărcată, applet-urile sunt date unui interpretor JVM din programul de navigare, așa cum este ilustrat în fig. 8-53.

Avantajul execuției codului interpretat față de codul compilat este că fiecare instrucțiune este examinată de către interpretor înaintea execuției. Astfel este dată o șansă interpretorului de a verifica dacă adresa instrucțiunii este validă. În plus, apelurile de sistem sunt, de asemenea, captate și interpretate. Felul în care aceste apeluri sunt manipulate este conform politicii locale de securitate. De exemplu, dacă un applet este de încredere (de exemplu, provine de pe discul local), apelurile de sistem pot fi executate fără probleme. Totuși, dacă un applet este nesigur (de exemplu, a venit din Internet), el poate fi încapsulat în ceea ce se numește un **mediu protejat** (eng.: *sandbox*) pentru a restricționa comportamentul său și a controla încercările sale de a folosi resursele sistemului.

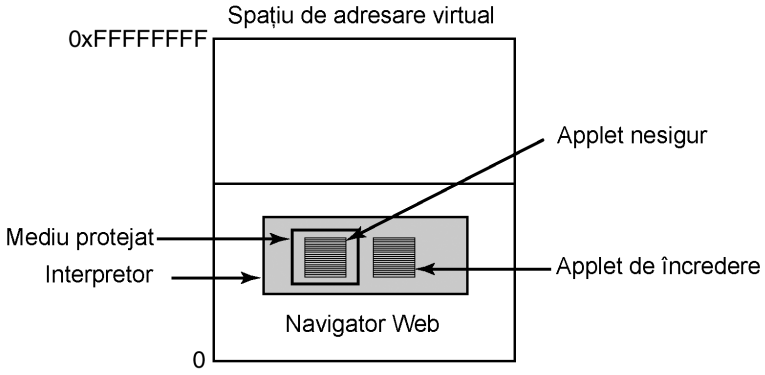


Fig. 8-53. Applet-urile pot fi interpretate de către un navigator Web

Când un applet încearcă să folosesc resursele sistemului, apelul său este trimis pentru aprobare către un monitor de securitate. Acest monitor examinează apelul din punctul de vedere al politici locale de securitate și apoi decide dacă îl va permite sau îl va respinge. Astfel, este posibil să dea unor applet-uri acces la resurse, dar nu tuturor. Din nefericire, realitatea este că modelul de securitate lucrează prost și că defectele de programare apar mai tot timpul.

ActiveX

Controalele ActiveX sunt programe binare Pentium ce pot fi incluse în pagini Web. Când este întâlnit unul dintre ele, se efectuează o verificare pentru a vedea dacă ar trebui să fie executat sau nu, și este executat dacă trece testul. El nu este interpretat și nici nu este executat într-un mediu protejat, astfel încât codul are aceeași putere ca orice alt program și poate face mult rău. Astfel, întreaga securitate constă în a decide dacă controlul ActiveX va fi sau nu rulat.

Metoda aleasă de Microsoft pentru stabilirea acestei deciziei este bazată pe ideea de **semnare a codului** (eng.: *code signing*). Fiecare program ActiveX vine împreună cu o semnătură digitală – un rezumat al codului ce este semnat de cel ce a creat codul folosind criptografia cu cheie publică. Când un program ActiveX își face apariția, programul de navigare verifică semnătura pentru a se asigura că nu a suferit modificări în timpul transferului. Dacă semnătura este corectă, programul de navigare verifică tabelele sale interne pentru a vedea dacă cel ce a creat programul este de încredere sau există un lanț ce se termină la un creator de încredere. Dacă creatorul este de încredere, programul este executat; altfel, nu este executat. Sistemul Microsoft care verifică programele ActiveX este numit **Autenticod** (eng.: *Authenticode*).

Este bine să facem o comparație între modurile de abordare pentru Java și ActiveX. Cu Java, nu este important cine a scris applet-ul. În schimb, un interpretor asigură că nu face lucruri interzise de proprietarul mașinii. Prin contrast, cu semnarea codului, nu există nici o încercare de monitorizare a comportamentului codului mobil la execuție. Dacă el vine de la o sursă de încredere și nu a fost modificat pe parcurs, el este executat. Nu este făcută nici o încercare de a vedea dacă codul este răuvoitor sau nu. Dacă programatorul original *a* dorit să formateze discul dur și să șteargă memoria ROM flash, astfel încât calculatorul să nu mai poată fi pornit, și dacă programatorul a fost recunoscut ca fiind de încredere, codul va rula și va distruge calculatorul (excepție făcând cazul în care controalele ActiveX au fost dezactivate în programul de navigare).

Mulți oameni simt că încrederea acordată companiilor de programare necunoscute provoacă teamă. Pentru a demonstra problema, un programator din Seattle a format o companie de progra-

mare și a reușit să o facă recunoscută ca demnă de încredere, ceea ce este foarte ușor de făcut. Apoi a scris un program ActiveX ce realiza oprirea calculatorului și l-a distribuit. A oprit multe mașini, dar care au fost ulterior re-pornite astfel încât nu au fost pagube. Programatorul a încercat doar să pună în evidență problema. Răspunsul oficial a constat în suspendarea certificatului pentru acest program ActiveX, ceea ce a încheiat un scurt episod destul de jenant, dar problema nu a dispărut și poate fi încă exploatată de către un programator diabolic (Garfinkel cu Spafford, 2002). Deoarece nu există nici o cale de a supraveghea mii de companii de programare ce ar putea să scrie cod mobil, tehnica semnării codului este un dezastru ce așteaptă să se producă.

JavaScript

JavaScript nu are nici un model formal de securitate, dar are o lungă istorie de implementări vulnerabile. Fiecare furnizor tratează problema securității într-o manieră diferită. De exemplu, versiunea 2 de Netscape Navigator a folosit ceva apropiat de modelul Java, dar la versiunea 4 a fost abandonată această manieră în favoarea modelului de cod semnat.

Problema fundamentală este că permițând execuția de cod străin pe mașina dumneavoastră vă expuneți multor necazuri. Din punct de vedere al securității, este ca și cum invitați un hoț în casa dumneavoastră și apoi încercați să-l urmăriți cu atenție pentru a nu putea ieși din bucătărie și intra în sufragerie. Dacă se întâmplă ceva neașteptat și sunteți neatent pentru o clipă, se pot întâmpla lucruri rele. Problema este că codul mobil permite o grafică atractivă și o interacțiune rapidă și foarte mulți proiectanți Web cred că acestea sunt mult mai importante decât securitatea, în special când este vorba de riscul altcuiva.

Virușii

Virușii sunt o altă formă de cod mobil. Spre deosebire de exemplele de mai sus, virușii nu sunt invitați deloc. Diferența între un virus și un cod mobil obișnuit este aceea că virușii sunt scriși pentru a se reproduce. Când un virus ajunge într-un calculator, prin intermediul unei pagini Web, al unui document atașat sau printr-o altă cale, el începe prin infectarea programelor executabile de pe disc. Când unul dintre aceste programe este executat, controlul este transferat virusului, care de obicei încearcă să se întindă pe alte mașini, de exemplu, prin trimiterea de mesaje cu propriile sale copii către toate persoanele din agenda victimei. Unii virușii infectează sectorul de start al discului dur, astfel că atunci când mașina pornește, virusul este activat. Virușii au devenit o problemă uriașă pe Internet și au provocat pagube de miliarde de dolari. Nu există o soluție foarte clară. Probabil că soluția ar fi cea a unei noi generații de sisteme de operare bazate pe micronuclee și o separare puternică a utilizatorilor, proceselor și resurselor.

8.10 IMPLICAȚII SOCIALE

Internet-ul și tehnologiile sale de securitate reprezintă o zonă în care problemele de ordin social, politici publice și tehnologie se întâlnesc într-o confruntare directă, deseori cu consecințe grave. În cele ce urmează vom analiza pe scurt trei zone: confidențialitate, libertatea de exprimare și dreptul de autor. Nu mai este nevoie să spunem că atingem doar tangențial aceste subiecte. Pentru lecturi suplimentare, a se vedea (Anderson, 2001; Garfinkel cu Spafford, 2002; Schneier, 2000). Internet-ul este, de asemenea, plin de materiale documentare. Este suficient să folosiți cuvinte cheie precum

„confidențialitate” (eng.: *privacy*), „cenzură” (eng.: *censorship*) și „drept de autor” (eng.: *copyright*) în orice motor de căutare. De asemenea puteți consulta pagina Web a acestei cărți pentru alte câteva legături interesante.

8.10.1 Confidențialitate

Au oamenii dreptul la confidențialitate? Bună întrebare. Cel de-al patrulea amendament al Constituției Statelor Unite împiedică guvernul de-a scotoci casele, documentele și obiectele personale ale oamenilor fără un motiv întemeiat și stabilește circumstanțele în care sunt emise mandatele de percheziție. Astfel, confidențialitatea a fost o problemă publică de peste 200 de ani, cel puțin în Statele Unite.

Ceea ce s-a schimbat în ultimul deceniu sunt atât ușurința cu care guvernele își pot spiona cetățenii, cât și ușurința cu care cetățenii pot preveni un astfel de spionaj. În secolul al XVIII-lea, pentru ca guvernul să cerceteze documentele unui cetățean trebuia să trimită un polițist călare la ferma cetățeanului pentru a vedea anumite documente. Era o procedură greoaie. În zilele noastre, companiile de telefonie și furnizorii de Internet instalează dispozitive de ascultare atunci când le sunt prezentate mandate de percheziție. Viața este mult mai ușoară astfel pentru polițist și nici numai există pericolul unei căzături de pe cal.

Criptografia schimbă toate aceste aspecte. Oricine își permite deranjul de a descărca și instala PGP și folosește o cheie bine păzită de o putere extraterestră poate fi destul de sigur că nimeni în universul pe care-l cunoaștem nu îi poate citi mesajele electronicele, cu sau fără mandat de percheziție. Guvernele înțeleg foarte bine această chestiune și nu o agreează. Confidențialitate reală înseamnă dificultăți mai mari în a spiona criminalii de orice fel, dar și greutăți în a spiona jurnaliști și oponenți politici. Prin urmare, unele guverne restricționează sau interzic folosirea sau exportul de criptografie. În Franța, de exemplu, până în 1999, toată criptografia era interzisă dacă cheile nu erau date de către guvern.

Franța nu a fost o excepție. În aprilie 1993, guvernul Statelor Unite a anunțat intenția sa de realiza un criptoprocesor hardware, **cip-ul clipper** (eng.: *clipper chip*), standard pentru toate comunicațiile în rețea. În acest fel, s-a spus, confidențialitatea cetățenilor va fi garantată. De asemenea era menționat că cip-ul permitea guvernului decriptarea traficului prin intermediul unei scheme numite **custodie de chei** (eng.: *key escrow*), ce permitea guvernului să aibă acces la toate cheile. Totuși, se promitea ascultarea mesajelor numai cu un mandat valabil de percheziție. Nu mai trebuie spus că a urmat o largă dispută, avocații confidențialității denunțând tot planul și avocații oficiali lăudându-l. În cele din urmă, guvernul a bătut în retragere și a renunțat la idee.

O mare cantitate de informație despre confidențialitatea electronică poate fi găsită pe pagina Web a Fundației Graniței Electronice (eng.: Electronic Frontier Foundation), *www.eff.org*.

Retransmițătoare anonime

PGP, SSL și alte tehnologii fac posibil ca două părți să stabilească o comunicație securizată, autentificată, neurmărită de o terță parte și fără interferențe. Totuși, câteodată, confidențialitatea este cel mai bine servită de absența autentificării, prin realizarea unei comunicații anonime. Anonimitatea poate fi dorită pentru mesaje punct-la-punct, grupuri de știri sau în ambele cazuri.

Să considerăm câteva exemple. În primul rând, disidenții politici ce trăiesc sub regimuri autoritare doresc deseori să comunice în mod anonim pentru a nu fi trimiși la închisoare sau omorâți. În al doilea rând, comportamentul ilegal din foarte multe corporații, organizații educaționale, guverna-

mentale și altele a fost făcut public de către cei interesați, care de cele mai multe ori preferă să rămână anonimi pentru a evita plătirea eventualelor polițe ulterioare. În cel de al treilea rând, oamenii cu vederi sociale, politice sau religioase nepopulare ar dori să comunice unul cu altul prin intermediul mesajelor electronice sau a grupurilor de știri fără a se expune. În al patrulea rând, oamenii ar putea dori să discute despre alcoolism, boli mentale, hărțuire sexuală, abuzul asupra copiilor sau despre faptul de a fi membru a unei minorități persecutate politic fără a-și face publice părerile. Există, bineînțeles, numeroase alte exemple.

Să luăm în considerare un exemplu concret. În anii 1990, câțiva critici ai unui grup religios netradiționalist și-au publicat părerile pe un grup de știri USENET prin intermediul unui **retransmițător anonim** (eng.: *anonymous remailer*). Acel server permitea utilizatorilor să creeze pseudonime și să trimită mesaje server-ului, care apoi le retransmitea și le republica folosind pseudonimul, astfel încât nimeni nu și-a dat seama din partea cui au venit. Unele dintre mesaje arătau ceea ce grupul religios pretindea a fi secrete ale meseriei și documente cu drept de autor. Grupul religios a răspuns comunicând autorităților locale că secretele meseriei sale au fost făcute publice și că drepturile de autor au fost încălcate, acestea fiind delicte în zona în care server-ul era localizat. A urmat un proces și operatorul server-ului a fost obligat să predea informația care a dezvăluit identitățile persoanelor ce au publicat anunțurile (în mod întâmplător, aceasta nu era prima dată când religia nu era fericită când cineva i-a descoperit secretele: William Tyndale a fost ars pe rug în 1536 pentru că a tradus Biblia în limba engleză).

O destul de mare parte a comunității Internet a fost scandalizată de o asemenea încălcare a confidențialității. Concluzia pe care fiecare a tras-o a fost că un retransmițător anonim care menține o tabelă de corespondențe între adrese de poștă reale și pseudonime (numit retransmițător de tipul 1) nu valorează prea mult. Acest caz a stimulat diverse persoane să conceapă retransmițătoare anonime ce ar putea rezista atacurilor cu citație (eng.: *subpoena attacks*).

Aceste retransmițătoare noi, deseori denumite **retransmițătoare de tip cypherpunk** (eng.: *cypherpunk remailers*), funcționează după cum urmează. Utilizatorul produce un mesaj electronic, îl completează cu antetele specifice RFC 822 (exclusiv câmpul *De la:* - eng.: *From:*), îl criptează cu cheia publică a retransmițătorului și îl trimite retransmițătorului. Acolo, antetele externe RFC 822 sunt șterse, conținutul este decriptat și mesajul este retransmis. Retransmițătorul nu are conturi și nici nu păstrează fișiere cu istoria lucrurilor petrecute (eng.: *log-uri*), așa că, chiar dacă server-ul este mai târziu confiscat, el nu reține nici o urmă a mesajelor ce au trecut prin el.

Mulți utilizatori ce doresc să rămână anonimi își revendică cererile prin intermediul mai multor retransmițătoare, așa cum este ilustrat în fig. 8-54. Astfel, Alice dorește să-i trimită lui Bob o felicitare de ziua Sfântului Valentin, foarte, foarte, foarte anonimă, astfel că folosește trei retransmițătoare. Ea compune mesajul, M și îi pune un antet ce conține adresa lui Bob. Apoi îl criptează cu cheia publică a retransmițătorului 3, E_3 (indicat prin liniile orizontale). La acesta ea prefixează un antet cu adresa retransmițătorului 3 în text clar. Acest mesaj este arătat între retransmițătoarele 2 și 3.

Apoi ea criptează mesajul cu cheia publică a retransmițătorului 2, E_2 (indicat prin liniile verticale) și adăugă la început un antet de text clar ce conține adresa retransmițătorului 2. Acest mesaj este arătat în fig. 8-54 între 1 și 2. În cele din urmă, criptează întregul mesaj cu cheia publică a retransmițătorului 1, E_1, și pune la începutul lui un antet de text clar cu adresa retransmițătorului 1. acest mesaj este arătat în figură la dreapta lui Alice și este ceea ce ea transmite de fapt.

Când mesajul ajunge la retransmițătorul 1, antetul exterior este șters. Corpul mesajului este decriptat și apoi trimis retransmițătorului 2. Pași similari se petrec la nivelul celorlalte două retransmițătoare.

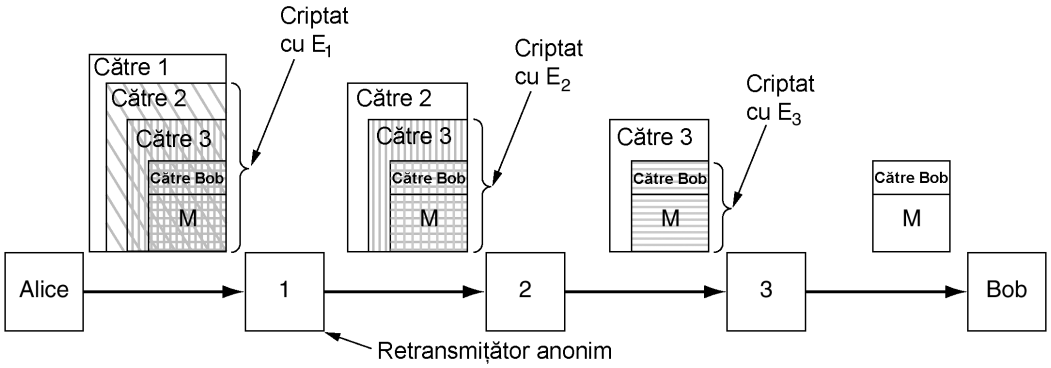


Fig. 8-54. Alice folosește 3 retransmițătoare pentru a trimite lui Bob un mesaj.

Deși este extrem de dificil pentru cineva să urmărească mesajul final pe calea de retur către Alice, multe retransmițătoare își iau măsuri suplimentare de siguranță. De exemplu, ele pot păstra mesajele pentru o perioadă aleatoare de timp, pot adăuga sau șterge bucăți nefolositoare la sfârșitul mesajului, pot reordona mesajele, toate acestea pentru a face dificil oricui să determine ce mesaj de ieșire al unui retransmițător corespunde unui mesaj de intrare, pentru a îngreuna analiza traficului. Pentru o descriere amănunțită a unui sistem ce reprezintă o capodoperă în mesageria anonimă, vedeți (Mazières și Kaashoek, 1998).

Anonimitatea nu este restricționată la mesageria electronică. Există servicii ce permit navigare anonimă pe Web. Utilizatorul își configurează programul de navigare pentru a folosi serviciul anonim ca pe un proxy. De aici înainte toate cererile HTTP se vor duce la serviciul anonim, care va cere pagina și o va trimite înapoi. Pagina Web va vedea că serviciul de „anonim”-izare este sursa a cererii, și nu utilizatorul. Atâta timp cât serviciul de anonimizare nu va ține un istoric al activității, nimeni nu își poate da seama cine a cerut pagina.

8.10.2 Libertatea de exprimare

Confidențialitatea se referă la indivizii ce doresc să limiteze accesul celorlalți la informații despre propria lor persoană. O a doua problemă socială cheie o reprezintă libertatea de exprimare și opusa ei, cenzura, care are legătură cu guvernele ce doresc să restricționeze ceea ce indivizii pot citi și publica. Deoarece conține milioane și milioane de pagini, Web-ul a devenit paradisul cenzurii. Materialul interzis, în funcție de natura și ideologia regimului, poate include pagini Web ce conțin elemente din lista următoare:

1. Materiale nepotrivite pentru copii și adolescenți.
2. Ură față de diverse grupări etnice, religioase, sexuale și altele.
3. Informații despre democrație și valori democratice.
4. Relatări ale unor evenimente istorice ce contrazic versiunea guvernamentală.
5. Manuale pentru deschiderea încuietorilor, construirea de arme, criptare de mesaje, etc.

Măsura obișnuită este de a interzice paginile rele.

Câteodată, rezultatele sunt neașteptate. De exemplu, câteva biblioteci publice au instalat filtre Web pe calculatoarele lor pentru a le face prietenoase față de copii, interzicând paginile pornografice. Filtrele înscriu paginile pe listele lor negre, dar în același timp caută cuvinte nepotrivite în pagini-

le ce urmează a fi afișate. Într-un caz din comitatul Loudoun din Virginia, filtrul a blocat căutarea unor materiale despre cancerul de sân deoarece filtrul a văzut cuvântul „sân". Patronul bibliotecii a dat în judecată comitatul Loudoun. Pe de altă parte, în Livermore din California, un părinte a dat în judecată biblioteca publică pentru că *nu* a instalat un filtru, după ce băiatul ei de 12 ani a fost prins uitându-se la materiale pornografice. Ce ar trebui să facă o bibliotecă?

A scăpat din vederea multor oameni că World Wide Web este o rețea mondială. Nu toate țările sunt de acord cu ceea ce ar trebui să fie permis pe Web. De exemplu, în noiembrie 2000, un tribunal francez a dictat corporației californiene Yahoo să blocheze accesul utilizatorilor francezi la licitațiile de obiecte asociate nazismului de pe pagina Yahoo, deoarece astfel de materiale violează legea franceză. Yahoo a apelat la un tribunal nord-american, care a luat partea corporației, dar problema cu privire la „ce legi se aplică și unde se aplică" este departe de a fi rezolvată.

Imaginați-vă ce s-ar putea întâmpla dacă un tribunal din Utah ar spune Franței să blocheze paginile Web despre vin, deoarece nu se conformează cu legile mult mai stricte privitoare la alcool ale statului Utah? Presupuneți că China ar cere ca toate paginile Web despre democrație să fie interzise deoarece nu sunt în interesul statului. Oare legile iraniene referitoare la religie se aplică mult mai liberalei Suedii? Poate Arabia Saudită bloca pagini Web ce vorbesc de drepturile femeilor? Toată problema este o veritabilă cutie a Pandorei.

Un comentariu relevant al lui John Gilmore este: „Rețeaua interpretează cenzura ca pe o pagubă și o ocolește". Pentru o implementare concretă, uitați-vă la **serviciul etern** (eng.: *eternity service*) (Anderson, 1996). Scopul lui este de a se asigura că o informație publicată nu poate fi retrasă sau rescrisă, așa cum era destul de obișnuit în Uniunea Sovietică în timpul conducerii staliniste. Ca să folosească serviciul eternității, utilizatorul trebuie să specifice cât timp trebuie păstrat materialul, să plătească o taxă proporțională cu această durată și cu volumul materialului și să-l încarce apoi în Internet. După aceea, nimeni nu-l poate șterge sau edita, nici chiar și cel care l-a încărcat.

Cum ar putea fi implementat un asemenea serviciu? Modelul cel mai simplu este folosirea unui sistem de la egal la egal (eng.: *peer-to-peer*) în care documentele să fie depuse în câteva zeci de servere, fiecare primind o parte a taxei și, prin asta, un motiv să se alăture sistemului. Serverele ar trebui împărțite în cât mai multe jurisdicții legale pentru a obține o flexibilitate maximă. Liste de câte 10 servere selectate aleator ar fi păstrate în siguranță în mai multe locuri, astfel încât dacă unele sunt compromise, altele ar continua să furnizeze informațiile cerute. O autoritate ce dorește distrugerea documentului nu poate fi niciodată sigură că a găsit toate copiile. De asemenea, sistemul s-ar putea regenera: dacă află că unele copii au fost distruse, siturile rămase ar încerca să găsească noi locuri.

Serviciul eternității a fost prima propunere de sistem rezistent la cenzură. De atunci, au fost propuse și, uneori implementate și alte sisteme. Au fost adăugate diverse caracteristici noi, cum ar fi criptarea, anonimitatea și toleranța la defecte. Deseori, fișierele ce trebuie stocate sunt sparte în mai multe părți, fiecare memorată pe mai multe servere. Câteva exemple sunt Freenet (Clarke et. al, 2002), PASIS (Wylie et. al, 2000) și Publius (Waldman et. al, 2000). Alte rezultate sunt prezentate în (Serjantov, 2002).

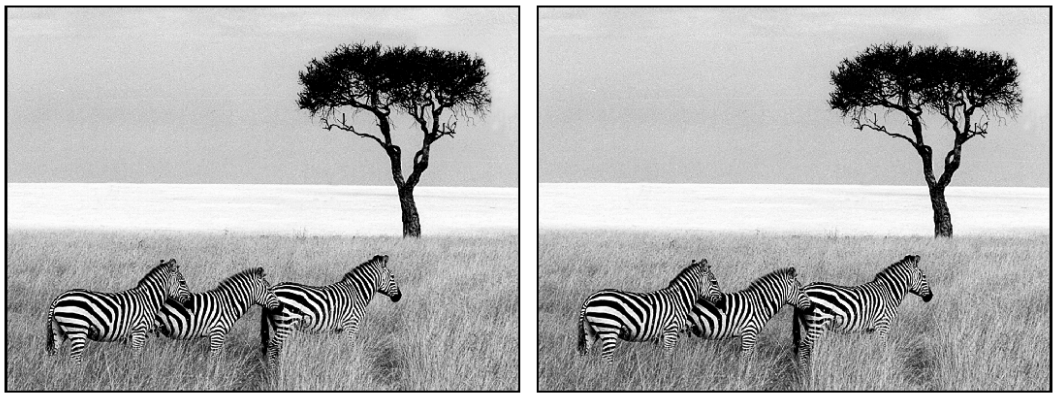
Tot mai multe țări încearcă să impună reguli pentru exportul de lucruri imateriale, care includ pagini Web, programe, lucrări științifice, mesaje electronice, suport telefonic și altele. Chiar și Marea Britanie, care are o îndelungată tradiție a libertății de exprimare, se gândește la legi mult mai restrictive, care ar defini, de exemplu, discuțiile tehnice dintre un profesor britanic și studentul său străin la Universitatea din Cambridge ca pe un export legiferat ce are nevoie de o licență guvernamentală (Anderson, 2002). Nu este nevoie să mai spunem că asemenea politici sunt controversate.

Steganografie

În țările cu o cenzură puternică, dizidenții încearcă deseori să folosească tehnologia pentru a eluda cenzura. Criptografia permite trimiterea (nu întotdeauna legală) de mesaje secrete, dar dacă guvernul crede că Alice este o Persoană Rea, simplul fapt că ea comunică cu Bob ar putea să-l pună și pe el în aceeași categorie, deoarece guvernele represive recunosc conceptul de tranzitivitate, chiar dacă nu au prea mulți matematicieni. Retransmițătoarele anonime pot ajuta, dar dacă sunt interzise pe plan intern și mesajele către retransmițătoare externe necesită licențe de export, nu pot ajuta chiar atât de mult. Dar Web-ul poate.

Oamenii care vor să comunice în secret încearcă deseori să ascundă că de fapt comunicare are loc. Știința ascunderii mesajelor este denumită **steganografie** (*steganography*), din cuvintele grecești ce s-ar traduce prin „scriere acoperită”. De fapt, grecii antici o foloseau și ei. Herodot a scris despre un general care a ras în cap un sol, i-a tatuat pe scalp un mesaj și l-a lăsat să-i crească părul la loc înainte de a-l trimite în misiune. Tehnicile moderne sunt, conceptual, aceleași, doar că au o mai mare lărgime de bandă și o întârziere mai mică.

Ca un caz în speță, să considerăm fig. 8-55 (a). Această fotografie, realizată în Kenya, conține trei zebre care contemplă un arbore acacia. În fig. 8-55 (b) se pare că ar fi aceleași trei zebre și arborele acacia, dar există o atracție specială. Conține textul complet, necenzurat a cinci piese shakespeariene: *Hamlet*, *Regele Lear*, *Macbeth*, *Negustorul din Veneția* și *Iulius Cezar*. Împreună, aceste piese totalizează peste 700 kiloocteți de text.



(a) (b)

Fig. 8-55. (a) Trei zebre și un arbore. (b) Trei zebre, un arbore și textul complet a cinci piese de William Shakespeare.

Cum funcționează acest canal steganografic? Imaginea color originală este de 1024 x 768 pixeli. Fiecare pixel constă din trei numere de 8 biți, câte unul pentru fiecare din culorile roșu, verde și albastru a acelui pixel. Culoarea acelui pixel este formată de o superpoziție a celor trei culori. Metoda de codificare steganografică folosește bitul cel mai puțin semnificativ din fiecare octet al a culorilor RGB ca un canal ascuns. Astfel fiecare pixel are spațiu pentru 3 biți de informație secretă, unul în valoare roșie, unul în verde și unul în cea albastră. Într-o imagine de asemenea mărime, se pot memora până la 1024 x 768 x 3 biți sau 294.912 octeți de informație secretă.

Textul complet al celor cinci piese împreună cu o scurtă notiță însumează 734.891 octeți. Acest text a fost mai întâi comprimat la aproximativ 270 KB folosind un algoritm de compresie standard.

Rezultatul a fost apoi criptat folosind IDEA și inserat în biții cei mai puțin semnificativi ai fiecărui octet de culoare. După cum se poate vedea (de fapt, nu se poate vedea), existența informației este total invizibilă. Este la fel de invizibilă în versiunea mărită, color a imaginii. Ochiul nu poate diferenția ușor culoarea pe 21 de biți față de cea pe 24 de biți.

Figurând cele două imagini în alb-negru la o rezoluție scăzută nu demonstrează cât de puternică este această. Pentru a simți mai bine cum lucrează steganografia, autorul a pregătit o demonstrație, cu imaginea color la o rezoluție mare a fig. 8-55(b) având cele cinci piese incluse în ea. Demonstrația, inclusiv instrumentele pentru inserarea și extragerea textelor în și din imagini, poate fi găsită la pagina Web a cărții.

Pentru a folosi steganografia pentru comunicația nedetectată, dizidenții ar putea crea o pagină Web plină de imagini politic-corecte, cum ar fi fotografii ale Marelui Lider, sporturi locale, vedete de film și televiziune, etc. Desigur, imaginile ar fi pline de mesaje steganografice. Dacă mesajele ar fi întâi compresate și apoi criptate, chiar și cineva care le-ar suspecta prezența ar avea dificultăți imense în distingerea mesajelor față de zgomot. Desigur, imaginile ar trebui să fie scanări recente; copiind o imagine de pe Internet și schimbând o parte din biți nu conduc la rezultat.

Imaginile nu sunt singurele purtătoare de mesaje steganografice. Fișierele video sunt de asemenea bune. Fișierele video au o lărgime de bandă steganografică foarte mare. Chiar și așezarea și ordinea etichetelor într-un fișier HTML pot fi purtătoare de informație.

Deși am examinat steganografia în contextul exprimării libere, ea are numeroase alte utilizări. O utilizare banală este codificarea drepturilor de proprietate chiar în imaginea la care se referă aceste drepturi. Dacă o astfel de imagine este furată și depusă pe o pagină Web, proprietarul de drept poate dezvălui mesajul steganografic în cursul unui proces pentru a proba a cui este imaginea. Această tehnică este cunoscută sub denumirea de **filigranare** (eng.: *watermarking*). Ea este discutată în (Piva et. al, 2002).

Pentru mai multe despre steganografie, vedeți (Artz, 2001; Johnson și Jajoda, 1998; Katzenbeisser și Petitcolas, 2000 și Wainer. 2002).

8.10.3 Dreptul de autor

Confidențialitatea și cenzura sunt doar două din zonele unde tehnologia întâlnește politicul. O a treia este problema **dreptului de autor** (eng.: *copyright*). Acordarea dreptului de autor înseamnă a garanta creatorului de **PI** (*proprietate intelectuală* – eng.: *Intellectual Propriety*), inclusiv scriitori, artiști, muzicieni, fotografi, cineaști, coreografi și alții, dreptul exclusiv de a exploata proprietatea lor intelectuală pentru o perioadă de timp, de obicei viața autorului plus 50 sau 75 de ani în cazul proprietății comune. După ce expiră dreptul de autor asupra unei lucrări, aceasta trece în domeniul public și oricine o poate folosi sau vinde după bunul plac. De exemplu, proiectul Gutenberg (*www.promo.net/pg*), de exemplu, a pus pe Web mii de lucrări din domeniul public (de exemplu, Shakespeare, Twain, Dickens). În anul 1998, Congresul Statelor Unite a extins dreptul de autor la încă 20 de ani la cererea Hollywood-ului, care a motivat cererea prin faptul că fără o extindere a termenului, nimeni nu ar mai crea nimic, niciodată. Prin contrast, patentele durează doar 20 de ani și totuși oamenii încă mai inventează lucruri.

Dreptul de autor a ajuns în prim-plan când Napster, un serviciu de traficare a muzicii, a atins 50 de milioane de membri. Deși Napster nu copia muzica, tribunalele au decis că, deoarece deținea o bază de date ce reflecta cine avea ce cântec, a contribuit la încălcarea legii, cu alte cuvinte a ajutat pe alții să încălcat legea. Deși nimeni nu pretinde că dreptul de autor este o idee proastă (mulți pretind

că termenul este mult prea lung, favorizând marile corporații față de public), noua generație de partajare a muzicii are deja implicații etice serioase.

De exemplu, să considerăm o rețea de la egal la egal în care oamenii partajează fișiere legitime (muzică din domeniul public, filme video, tratate religioase ce nu sunt secrete înregistrate etc.) și câteva cu drepturi de autor. Să presupunem că toți sunt permanent conectați prin ADSL sau cablu. Fiecare calculator are un index cu ce este pe discul dur plus o listă a altor membri. Cineva care caută un anumit obiect poate să aleagă aleator un membru și să vadă dacă obiectul căutat este în posesia lui. Dacă nu, poate verifica toți membrii din lista acelei persoane și toți membri din listele lor ș.a.m.d. Calculatoarele sunt foarte bune la astfel de lucruri. Dacă a găsit elementul respectiv, solicitantul doar îl copiază.

Dacă acel obiect este cu drept de autor, există șanse ca solicitantul să încalce legea (deși pentru transferuri internaționale, nu este clar ce legi sunt aplicabile). Dar ce putem spune despre furnizor? Este un delict să păstrezi muzică pentru care ai plătit și ai descărcat-o legal pe discul tău dur unde alții o pot găsi? Dacă aveți o cabană neîncuiată la țară și un hoț de PI se furișează purtând un calculator portabil și un scanner, copiază o carte ce are drepturi de autor și apoi pleacă, ești *tu* vinovat de delictul de a nu fi protejat dreptul de autor al altcuiva?

Dar este mai mult de discutat pe tema dreptului de autor. Există o mare dispută între Hollywood și industria calculatoarelor. Primul dorește protecție la sânge a întregii proprietăți intelectuale și cel de-al doilea nu vrea să fie polițistul Hollywood-ului. În octombrie 1998, congresul a votat **Legea dreptului de autor digital** (eng.: *Digital Millennium Copyright Act - DMCA*) care stipulează că este delict să treci peste orice mecanism de protecție a unei lucrări cu drept de autor sau să spui altora cum să o facă. O legislație similară este pusă în practică și în Uniunea Europeană. În timp ce nimeni nu crede că piraților din extremul Orient ar trebui să le fie permisă copierea lucrărilor cu drept de autor, mulți oameni cred că DMCA schimbă total balanța între interesul proprietarului de drept de autor și interesul public.

Un exemplu! În septembrie 2000, un consorțiu al industriei muzicale însărcinat să realizeze un sistem infailibil pentru a vinde de muzică online a sponsorizat un concurs, invitând oamenii să încerce să spargă sistemul (care este chiar lucrul cel mai potrivit pe care să-l faci cu un sistem de securitate nou). O echipă de cercetători în securitate de la diverse universități, condusă de profesorul Edward Felten din Princeton, a primit provocarea și a spart sistemul. Apoi au scris o lucrare despre ce au găsit ei și au trimis-o unei conferințe USENIX de securitate, unde a fost recenzată și acceptată. Înainte de prezentarea lucrării, Felten a primit o scrisoare de la Asociația Industriei Americane de Înregistrări (eng.: *Recording Industry Association of America*) ce amenința autorii cu un proces ce avea la bază DMCA dacă ar fi publicat lucrarea.

Răspunsul lor a fost intentarea unui proces, rugând un tribunal federal să decidă dacă este încă legal să publici lucrări științifice despre securitate. Cu spaima unei decizii definitive împotriva lor, industria și-a retras plângerea și tribunalul a casat procesul lui Felten. Fără îndoială că industria a fost motivată de slăbiciunea cauzei lor: ei au invitat oamenii să încerce să le spargă sistemul și apoi tot ei au amenințat cu darea în judecată pe câțiva care au acceptat provocarea. Cu amenințarea retrasă, lucrarea a fost publicată (Craver et. al, 2001). O nouă confruntare este inevitabilă.

O problemă apropiată este răspândirea doctrinei de utilizare corectă (eng.: *fair use doctrine*), ce a fost stabilită prin hotărâri judecătorești în diverse țări. Această doctrină spune că cumpărătorii lucrării cu drept de autor au câteva drepturi limitate de a copia lucrarea, inclusiv dreptul de a cita părți din ea pentru scopuri științifice, de a o folosi în scopuri didactice în școli și licee și în unele cazuri de a face copii de rezervă pentru folosul personal, în cazul în care mediul original nu mai este bun. Tes-

tele pentru ceea ce constituie o utilizare corectă includ (1) dacă materialul este comercial, (2) ce procentaj din întreg este copiat și (3) efectul copierii asupra vânzării lucrării. Din moment ce DMCA și legi similare din Uniunea Europeană întârzie eludarea schemelor de protecție, aceste legi interzic de asemenea o utilizare corectă. De fapt, DMCA ia utilizatorilor niște drepturi istorice pentru a da mai multă putere vânzătorilor de conținut. O confruntare finală este inevitabilă.

O altă evoluție a lucrurilor ce restrânge chiar și DMCA-ul în schimbarea balanței între proprietarii dreptului de autor și utilizatori este **TCPA** (eng.: *Trusted Computing Platform Alliance* – rom.: *Alianța platformelor de calcul de încredere*) condusă de Intel și Microsoft. Ideea este de a face ca microprocesorul și sistemul de operare să monitorizeze atent comportamentul utilizatorului în diverse moduri (de exemplu, când ascultă muzică pirat) și să prevină comportamentele nedorite. Sistemul permite chiar deținătorilor de conținut să manipuleze la distanță PC-ul utilizatorului pentru a schimba regulile când aceasta este neapărat necesar. Nu trebuie să mai spunem că urmările sociale ale acestei scheme sunt imense. Este nostim că în final industria are grijă de securitate, dar este lamentabil că întreaga atenție este concentrată asupra aplicării legii dreptului de autor și nu asupra virușilor, spărgătorilor, intrușilor și altor probleme de securitate de care sunt interesate cele mai multe persoane.

Pe scurt, legiuitorii și avocații vor fi ocupați în anii următori să pună echilibreze interesele economice ale proprietarilor de drepturi de autor și interesul public. Cyber-spațiul nu este diferit față de piața cărnii: în mod constant ea asmute un grup asupra celuilalt, de aici rezultând lupte pentru putere, litigii și (sperăm) în final o urmă de reconciliere, cel puțin până va apare o nouă tehnologie diversionistă.

8.11 REZUMAT

Criptografia este o unealtă ce poate fi folosită pentru menținerea confidențialității informației și pentru a asigura integritatea și autenticitatea sa. Toate sistemele criptografice moderne sunt bazate pe principiul lui Kerckhoff de avea un algoritm cunoscut public și o cheie secretă. Mulți algoritmi de criptografici folosesc transformări complexe, substituții și permutări pentru a transforma textul simplu în text cifrat. Totuși, dacă criptografia cuantică poate fi pusă în practică, folosirea unor chei acoperitoare poate fi într-adevăr un sistem criptografic imposibil de spart.

Algoritmii criptografici pot fi divizați în algoritmi cu chei simetrice și cu chei publice. Algoritmii cu chei simetrice amestecă biții într-o serie de runde parametrizate de cheie pentru a schimba textul simplu în text cifrat. DES triplu și Rijndael (AES) sunt cei mai cunoscuți algoritmi cu cheie simetrică în momentul de față.

Algoritmii cu chei publice au proprietatea că sunt folosite diferite chei pentru criptare și decriptare și că cheia de decriptare nu poate fi derivată din cheia de criptare. Aceste proprietăți fac posibilă publicarea cheii publice. Principalul algoritm cu cheie publică este RSA, care își trage puterea din faptul că este foarte dificil să se factorizeze numerele mari.

Documentele legale, comerciale și altele au nevoie de semnături. Ca urmare, au fost propuse diverse scheme pentru semnăturile digitale, folosind algoritmi cu chei simetrice și cu chei publice. Uzual, mesajele ce trebuie semnate sunt rezumate folosind algoritmi precum MD5 și SHA-1 și apoi sunt semnate rezumatele și nu mesajele originale.

Gestiunea cheilor publice poate fi făcută folosind certificate, care sunt documente ce leagă un principal de o cheie publică. Certificatele sunt semnate de către o autoritate de încredere sau de către cineva aprobat (recursiv) de o autoritate de încredere. Rădăcina lanțului trebuie obținută înainte, dar programele de navigare au incluse multe certificate de rădăcini în ele.

Aceste instrumente criptografice pot fi folosite pentru a securiza traficul în rețea. IPsec operează la nivelul rețea, criptând fluxurile de pachete de la o gazdă la alta. Zidurile de protecție pot verifica traficul ce iese sau intră într-o organizație, deseori pe baza protocolului și a portului folosit. Rețelele private virtuale pot simula o veche rețea închiriată pentru a asigura proprietățile necesare de securitate. În final, rețelele fără fir au nevoie de o bună securitate pe care WEP 802.11 nu o aduce, deși 802.11i ar trebui să îmbunătățească lucrurile destul de mult.

Când două părți stabilesc o sesiune, trebuie să se autentifice una către alta și dacă este nevoie să stabilească o cheie comună a sesiunii. Există diverse protocoale de autentificare, inclusiv câteva ce folosesc o terță parte verificată, Diffie-Hellman, Kerberos și criptografia cu cheie publică.

Securitatea mesajelor electronice poate fi obținută printr-o combinație de tehnici pe care le-am studiat în cadrul acestui capitol. De exemplu, PGP comprimă mesajul, apoi îl criptează folosind IDEA. El trimite cheia IDEA criptată cu cheia publică a receptorului. În plus, rezumă mesajul și trimite rezumatul semnat pentru verificarea integrității mesajului.

Securitatea pe Web este de asemenea un subiect important, începând cu securitatea numelor. DNSsec oferă o cale pentru prevenirea păcălirii DNS-ului, așa cum fac și numele cu auto-certificare. Majoritatea paginilor Web de comerț electronic folosesc SSL pentru a stabili sesiuni securizate, autentificate între client și server. Diverse tehnici sunt folosite pentru a rezolva probleme legate de codul mobil, în special depunerea într-un mediu protejat și semnarea codului.

Internet-ul ridică multe probleme în care tehnologia interacționează puternic cu politica publică. Câteva dintre zone includ confidențialitatea, libertatea de exprimare și dreptul de autor.

8.12 PROBLEME

1. Spargeți următorul cifru monoalfabetic. Textul în clar, constând numai din litere, este un fragment dintr-o poezie a lui Lewis Carroll.

kfd ktbd fzm eubd kfd pzyiom mztx ku kzyg ur bzha kfthcm
ur mfudm zhx mftnm zhx mdzythc pzq ur ezsszcdm zhx gthcm
zhx pfa kfd mdz tm sutyhc fuk zhx pfdkfdi ntcm fzld pthcm
sok pztk z stk kfd uamkdim eitdx sdruid pd fzld uoi efzk
rui mubd ur om zid uok ur sidzkf zhx zyy ur om zid rzk
hu foiia mztx kfd ezindhkdi kfda kfzhgdx ftb boef rui kfzk

2. Spargeți următorul cifru de transpoziție pe coloane. Textul este luat dintr-o carte despre calculatoare, astfel încât „computer” este un cuvânt probabil. Textul constă numai din litere (fără spații). Pentru claritate, textul cifrat este împărțit în blocuri de 5 caractere.

aauan cvlre rurnn dltme aeepb ytust iceat npmey iicgo gorch srsoc
nntii imiha oofpa gsivt tpsit lborl otoex

3. Găsiți o cheie acoperitoare de 77 de biți ce generează textul „Donald Duck” din textul cifrat din fig. 8-4.

4. Criptografia cuantică necesită un tun fotonic ce poate, la cerere, să tragă un singur foton ce conține un singur bit. În această problemă, calculați câți fotoni cară un bit pe o legătură de fibră de 100 Gbps. Presupuneți că lungimea unui foton este egală cu lungimea lui de undă, care pentru scopul acestei probleme este de 1 micron. Viteza luminii în fibră este de 20 cm/ns.

5. Dacă Trudy capturează și regenerează fotonii când se folosește criptografia cuantică, ea va amesteca o parte din ei și va provoca erori în cheia acoperitoare a lui Bob. Ce fracțiune din biții din cheia acoperitoare a lui Bob vor fi eronați, în medie?

6. Un principiu criptografic fundamental spune că toate mesajele trebuie să aibă redundanță. Dar de asemenea știm că redundanța ajută un intrus să-și verifice cheia ghicită. Considerați două forme de redundanță. În primul caz, cei *n* biți inițiali ai textului simplu conțin un tipar cunoscut. În al doilea, n biți de al sfârșitul mesajului conțin un rezumat a mesajului. Din punct de vedere al securității, sunt acestea două echivalente? Discutați răspunsul dumneavoastră.

7. În fig. 8-6, blocurile P și S alternează. Deși acest aranjament este agreabil, nu este mai sigur să avem mai întâi toate blocurile P și apoi toate blocurile S?

8. Proiectați un atac la DES bazat pe faptul că textul constă numai din litere mari ASCII, plus spațiu, virgulă, punct și virgulă, întoarcere la capăt (CR) și linie nouă (LF). Nu se știe nimic despre biții de paritate ai textului.

9. În text am calculat că o mașină de spart cifruri cu un miliard de procesoare ce ar putea analiza o cheie într-o picosecundă ar lua numai 10^{10} ani pentru a sparge versiunea AES de 128 de biți. Totuși, mașinile curente ar putea avea 1024 de procesoare și le-ar trebui 1 ms pentru a analiza o cheie, așa că ne trebuie un factor de îmbunătățire a performanței de 10^{15} pentru a obține mașina ce sparge AES. Dacă legea lui Moore (puterea de procesare se dublează la fiecare 18 luni) se menține în vigoare, de câți ani este nevoie pentru a putea construi mașina?

10. AES suportă chei de 256 de biți. Câte chei are AES-256? Verificați dacă găsiți numere în fizică, chimie, astronomie care au aceeași dimensiune. Folosiți Internet-ul pentru a vă facilita căutarea de numere mari. Trageți o concluzie din cercetarea dumneavoastră.

11. Să presupunem că un mesaj a fost criptat folosind DES cu înlănțuirea blocurilor cifrate. Un bit al textului cifrat în blocul C_i este transformat accidental din 0 în 1 în timpul transmisiei. Cât de mult text va fi deformat ca urmare a acestui fapt?

12. Să considerăm din nou înlănțuirea blocurilor cifrate. În loc să transformăm un bit 0 în 1, un bit 0 este inserat în fluxul textului cifrat după blocul C_i. Cât de mult text va fi deformat?

13. Comparați înlănțuirea blocurilor cifrate cu modul cu reacție cifrată în funcție de numărul de operații de criptare folosite pentru transmiterea unui fișier mare. Care este mai eficient și cu cât?

14. Folosind sistemul de criptare cu chei publice RSA cu a=1, b=2 etc.,

dacă $p=7$ și $q=11$, listați 5 valori permise pentru d.
Dacă $p=13$, $q=31$ și $d=7$, cât este e?
Folosind $p=5$, $q=11$ și $d=27$, găsiți valoarea lui e și criptați „abcdefghij”.

15. Să presupunem că un utilizator, Maria, descoperă că cheia sa privată RSA ($d1$, $n1$) este aceeași cu cheia publică RSA ($e2$, $n2$) a altui utilizator, Frances. Cu alte cuvinte, $d1 = e2$ și $n1 = n2$. Ar trebui să se gândească să-și schimbe cheile sale publică și privată? Explicați răspunsul dumneavoastră.

16. **Să considerăm** folosirea modului contor, cum este arătat în fig. 8-15, dar cu $IV = 0$. Folosirea lui 0 amenință securitatea cifrului în general?

17. Protocolul de semnătură din fig. 8-18 are următoarele puncte slabe. Dacă Bob se defectează, el poate pierde conținutul RAM-ului propriu. Ce probleme pot apărea și cum pot fi prevenite?

18. În fig. 8-20, putem vedea cum Alice poate trimite lui Bob un mesaj semnat. Dacă Trudy înlocuiește P, Bob poate să-l detecteze. Dar ce se întâmplă dacă Trudy înlocuiește ambii P și semnătura?

19. Semnăturile digitale au o slăbiciune potențială datorită utilizatorilor leneși. În tranzacțiile din comerțul electronic, un contract poate fi redactat și utilizatorului i se cere să semneze dispersia sa SHA-1. Dacă utilizatorul nu verifică dacă contractul și dispersia corespund, utilizatorul ar putea să semneze din neatenție un alt contract. Să presupunem că Mafia încearcă să exploateze această slăbiciune pentru a câștiga ceva bani. Vor face o pagina Web cu plată (de exemplu, pornografie, jocuri de noroc, etc.) și va cere noilor clienți numărul cărții de credit. Apoi, ei trimit un contract în care spun că clientul dorește să folosească serviciile lor și să plătească cu carte de credit și roagă clientul să semneze, știind că cei mai mulți vor semna fără să verifice dacă contractul și rezumatul corespund. Arătați cum poate Mafia să cumpere diamante de la bijutier legitim pe Internet și acestea să fie plătite de către clienții nesuspicioși.

20. O clasă de matematică are 20 de studenți. Care este probabilitatea ca cel puțin doi studenți să aibă aceeași zi de naștere? Presupuneți că nimeni nu s-a născut pe 29 februarie, astfel că sunt 365 de zile de naștere posibile.

21. După ce Ellen s-a confesat lui Marilyn că a păcălit-o în ceea ce-l privește pe Torn, Marilyn a reușit să evite această problemă dictând mesajele ulterioare unei mașini de dictat, și punând noua secretară să le introducă. Marilyn a plănuit să examineze mesajele de pe terminalul ei după ce au fost introduse pentru a fi sigură că acestea conțin propriile cuvinte. Poate noua secretară să folosească atacul zilei de naștere, ca să falsifice un mesaj și dacă da, cum? *Indicație*: Poate.

22. Considerați încercarea nereușită a lui Alice de a obține cheia publică a lui Bob în fig. 8-23. Presupuneți că Bob și Alice au în comun o cheie secretă, dar Alice tot vrea cheia publică a lui Bob. Există un mod prin care ea poate fi obținută într-un mod securizat? Dacă da, cum?

23. Alice dorește să comunice cu Bob, folosind criptografia cu chei publice. Ea stabilește o conexiune cu cineva sperând că acesta este Bob. Ea îi cere cheia lui publică și el i-o trimite în text clar

împreună cu un certificat X.509 semnat de către rădăcina CA. Alice are deja cheia publică a rădăcinii CA. Ce pași trebuie să îndeplinească Alice pentru a vedea că vorbește cu Bob? Presupuneți că lui Bob nu-i pasă cu cine vorbește (de exemplu, Bob este un fel de serviciu public).

24. Presupuneți că un sistem folosește PKI bazată pe o ierarhie cu structură de arbore de CA-uri. Alice dorește să comunice cu Bob și primește un certificat de la Bob semnat de CA *X* după ce s-a stabilit un canal de comunicație cu Bob. Să considerăm că Alice nu a auzit niciodată de *X*. Ce pași trebuie urmați de Alice pentru a verifica dacă vorbește cu Bob ?

25. Se poate ca IPsec cu AH să fie folosit în modul transport de una dintre mașinile ce se află în spatele unei cutii NAT ? Explicați răspunsul.

26. Precizați un avantaj al folosirii HMAC față de folosirea RSA pentru semnarea rezumatelor SHA-1.

27. Dați un motiv pentru care un zid de protecție ar putea fi configurat să cerceteze traficul dinspre exterior. Dați un motiv pentru care ar putea fi configurat să inspecteze traficul spre exterior. Credeți că aceste inspecții au șanse de succes ?

28. Formatul pachetului WEP este arătat în fig. 8-31. Să presupunem că suma de control este de 32 de biți, calculată prin SAU ECLUSIV asupra tuturor cuvintelor de 32 de biți din încărcătura utilă luate împreună. De asemenea să presupunem că problemele cu RC4 sunt corectate prin înlocuirea cu un cifru-șir ce nu are slăbiciuni și că toate elementele IV sunt extinse la 128 de biți. Există vreo cale pentru ca un intrus să spioneze sau să interfereze cu traficul fără a fi detectat?

29. Să presupunem că o organizație ce folosește VPN pentru a conecta securizat siturile sale din Internet. Este nevoie ca un utilizator din această organizație să folosească criptarea sau alt mecanism de securitate pentru a comunica cu alt utilizator din cadrul organizației?

30. Modificați un mesaj în protocolul din fig. 8-34 pentru a-l face rezistent la atacurile prin reluare. Explicați de ce funcționează modificarea.

31. Schimbul de chei Diffie-Hellman este folosită pentru stabilirea unei chei secrete între Alice și Bob. Alice trimite lui Bob (719, 3, 191). Bob răspunde cu (543). Numărul secret al lui Alice este x = 16. Care este cheia secretă?

32. Dacă Alice și Bob nu s-au întâlnit niciodată, nu au secrete comune, și nu au certificate, ei totuși pot să stabilească o cheie secretă comună folosind algoritmul Diffie-Hellman. Explicați de ce le este foarte greu să se apere împotriva unui atac omul-din-mijloc.

33. În protocolul din fig. 8-39, de ce este A trimis în clar împreună cu cheia de sesiune criptată?

34. În protocolul din fig. 8-39, am arătat că a începe fiecare mesaj transmis în clar cu 32 de biți zero este riscant. Să presupunem că fiecare mesaj începe cu un număr aleatoriu al utilizatorului, care este practic o a doua cheie secretă cunoscută doar de utilizatorul ei și de KDC. Se elimină în acest mod atacul textului clar cunoscut? De ce?

35. În protocolul Needham-Schroeder, Alice generează 2 provocări, R_A și R_{A2}. Aceasta seamănă cu o exagerare. Nu ar fi fost suficientă una singură?

36. Să presupunem că o organizație folosește Kerberos pentru autentificare. Ce se întâmplă, din punctul de vedere al securității și al disponibilității serviciului, dacă AS sau TGS cad?

37. În protocolul de autentificare cu chei publice din fig. 8-43, în mesajul 7, R_B este criptat cu K_S. Este această criptare necesară, sau ar fi fost potrivit să fie trimisă ca text clar? Explicați răspunsul.

38. Terminalele din punctele de vânzare care folosesc cartele cu bandă magnetică și coduri PIN au un defect fatal: un negustor răuvoitor poate modifica cititorul de coduri propriu pentru a captura și a memora toată informația de pe cartelă precum și codul PIN pentru a transmite ulterior tranzacții suplimentare (falsificate). Următoarea generație de terminale din punctele de vânzare va folosi cartele cu unități centrale complete, tastatură și monitor pe cartelă. Implementați un protocol pentru acest sistem, pe care negustorii răuvoitori să nu-l poată sparge.

39. Enumerați două motive pentru care PGP comprimă mesajele.

40. Presupunând că toată lumea de pe Internet folosește PGP, ar putea un mesaj PGP să fie trimis la o adresă Internet arbitrară și să fie decodificat corect de toți cei implicați? Discutați răspunsul.

41. Atacului prezentat în fig. 8-47 îi lipsește un pas. Acest pas nu este necesar pentru ca atacul să funcționeze, dar includerea lui ar putea reduce eventualele suspiciuni ulterioare. Care este pasul lipsă?

42. S-a propus împiedicarea păcălirii DNS-ului folosind predicția identificatorilor, metodă în care serverul pune un identificator aleatoriu în loc să utilizeze un contor. Discutați aspectele legate de securitate ale acestei abordări.

43. Protocolul de transport de date al SSL implică două numere ad-hoc și o cheie primară. Ce rol are folosirea numerelor ad-hoc (dacă are vreunul)?

44. Imaginea fin fig. 8-55(b) conține textul ASCII a cinci piese de Shakespeare. Ar fi posibil să fie ascunsă muzică printre zebre în loc de text? Dacă da, cum ar funcționa și cât de mult ați putea ascunde în acea imagine? Dacă nu, de ce nu?

45. Alice era o utilizatoare fidelă a unui retransmițător anonim de tip 1. Ea trimitea multe mesaje grupului ei de știri preferat, *alt.fanclub.alice* și toată lumea știa că acestea vin de la Alice pentru că toate purtau același pseudonim. Presupunând că retransmițătorul funcționa corect, Trudy nu putea să pretindă că e Alice. După ce toate retransmițătoarele de tip 1 au fost desființate, Alice s-a mutat la unul care utilizează criptografia și a început o nouă serie de mesaje în grupul ei. Imaginați-vă un mod de a o opri pe Trudy să trimită mesaje noi grupului, pretinzând că este Alice.

46. Căutați pe Internet nu caz interesant implicând confidențialitatea și scrieți o prezentare de o pagină despre acesta.

47. Căutați pe Internet un caz ajuns la tribunal, implicând dreptul de autor și utilizarea corectă și scrieți o prezentare de o pagină, rezumând ceea ce ați găsit.

48. Scrieți un program care criptează datele de intrare, aplicându-le operația XOR cu un șir-cheie. Găsiți sau scrieți și un generator de numere aleatorii pentru a putea genera șirul-cheie. Programul ar trebui să se comporte ca un filtru, preluând text clar de la intrarea standard și producând

text cifrat la ieșirea standard (și invers). Programul trebuie să aibă un singur parametru, cheia de la care pornește generatorul de numere aleatoare.

49. Scrieți o procedură care calculează rezumatul unui bloc de date folosind SHA-1. Procedura trebuie să aibă doi parametri: o referință la zona tampon de intrare și o referință la o zonă tampon, de 20 de octeți, de ieșire. Pentru a vedea specificațiile exacte ale SHA-1, căutați pe Internet FIPS 180-1, care este specificația completă.

9

RECOMANDĂRI DE LECTURĂ ȘI BIBLIOGRAFIE

Aici se încheie studiul nostru despre rețelele de calculatoare, dar această lucrare este doar un început. Multe subiecte interesante nu au fost tratate la nivelul de detaliu pe care l-ar fi meritat, iar altele au fost omise în totalitate, din lipsă de spațiu. Pentru cititorii care doresc să continue studiul rețelelor de calculatoare furnizăm în acest capitol câteva sugestii de lecturi posibile, precum și o listă bibliografică.

9.1 SUGESTII PENTRU LECTURI VIITOARE

Există o literatură vastă despre toate aspectele rețelelor de calculatoare. Trei reviste, care publică frecvent articole în acest domeniu sunt *IEEE Transactions on Communications, IEEE Journal on Selected Areas in Communications* și *Computer Communication Review* . De asemenea, multe alte reviste publică ocazional articole cu acest subiect.

IEEE mai publică și trei reviste ilustrate - *IEEE Internet Computing*, *IEEE Network Magazine* și *IEEE Communications Magazine* - care conțin studii, îndrumări practice, studii de caz despre rețele. Primele două reviste se referă cu precădere la arhitectură, standarde și software, iar ultima se orientează către tehnologia comunicațiilor (fibră optică, sateliți și așa mai departe).

În plus, există un număr de conferințe anuale sau bianuale care atrag multe lucrări despre rețele și sisteme distribuite, în particular *SIGCOMM Annual Conference, The International Conference on Distributed Computer Systems* și *The Symposium on Operating Systems Principles*

Enumerăm în continuare, în ordinea capitolelor cărții, câteva sugestii de lecturi suplimentare. Cele mai multe dintre acestea sunt îndrumări practice sau studii asupra subiectelor la care se referă. Câteva dintre ele sunt capitole din diverse manuale.

9.1.1 Lucrări introductive și generale

Bi et. al, „Wireless Mobile Communications at the Start of the 21st Century"

Un nou secol, o nouă tehnologie – un subiect incitant. După un istoric al comunicațiilor fără fir, sunt tratate aspectele de bază, inclusiv standarde, aplicații, Internet și tehnologie.

Comer, *The Internet Book*

Cine caută o introducere simplă în Internet ar trebui să citească această lucrare. Comer descrie istoria, dezvoltarea, tehnologia, protocoalele și serviciile Internet-ului în termeni pe care novicii îi pot înțelege, dar datorită cantității de material acoperite, cartea sa prezintă interes și pentru cititorii mai avansați.

Garber, „Will 3G Really Be the Next Big Wireless Technology?"

De la telefoanele mobile din a treia generatie se așteaptă să fie capabile de transmisii de voce și de date la rate de transfer de până la 2 Mbps, însă startul acestei tehnologii a fost unul lent. Promisiunile, obstacolele, tehnologia, considerentele politice și economice ale utilizării comunicației wireless în bandă largă sunt tratate în acest articol ușor de citit.

IEEE Internet Computing, Ianuarie – Februarie 2000

Primul număr al revistei *IEEE Internet Computing* din noul mileniu a apărut exact în formatul pe care l-am fi așteptat: personalități care în mileniul precedent au contribuit la crearea Internetului au fost invitate să-și expună viziunile asupra evoluției Internetului in mileniul următor. Printre experți se numără Paul Baran, Lawrence Roberts, Leonard Kleinrock, Stephen Crocker, Danny Cohen, Bob Metcalfe, Bill Gates, Bill Joy. Pentru a valorifica la maxim acest material, este recomandat să așteptați 500 de ani și *apoi* să citiți profețiile lor.

Kipnis, „Beating the System: Abuses of the Standards Adoption Process"

Comisiile care se ocupă cu adoptarea standardelor încearcă să mențină o poziție neutră în demersurile lor, însă din nefericire există companii care încearcă să abuzeze de sistem. De exemplu, s-au înregistrat în repetate rânduri cazuri în care după adoptarea unui standard, o anumită companie care a participat la dezvoltarea acestuia să anunțe ca deține un brevet ce stă la baza standardului și să acorde licențe doar anumitor companii agreate și la prețuri stabilite doar după criterii proprii. Articolul este un început excelent în studiul „părții întunecate" a procedurilor de adoptare a standardelor.

Kyas și Crawford, *ATM Networks*

ATM, cotat la un moment dat ca protocolul de rețea al viitorului, joacă încă un rol important în cadrul sistemului telefonic. Această lucrare se constituie într-un ghid la zi, conținând informații detaliate despre protocoalele ATM și despre modul de integrare al acestora cu rețele bazate pe protocolul IP.

Kwok, „A Vision for Residential Broadband Service”

Dacă doriți să aflați viziunea Microsoft asupra serviciului de video la cerere în anul 1995, citiți acest articol. Cinci ani mai târziu această viziune era complet depășită. Valoarea acestui articol constă în a demonstra că până și persoane puternic motivate și cu un nivel înalt de cunoștințe în domeniu se găsesc în imposibilitatea de a estima cu precizie evoluția chiar și pe un termen de numai 5 ani. Ar trebui să fie o lecție pentru noi toți.

Naughton, *A Brief History of the Future*

De fapt, cine este inventatorul Internetului? Multe persoane își asumă acest merit, și pe bună dreptate, din moment ce mulți au contribuit în diferite moduri la crearea sa. Acest scurt istoric al Internetului arată cum s-au întâmplat lucrurile într-o manieră spirituală și plăcută, presărată cu anecdote, cum ar fi convingerea AT&T, exprimată în mod repetat, că nu există nici un viitor în domeniul comunicațiilor digitale.

Perkins, „Mobile Networking in the Internet”

Pentru a vă forma o imagine de ansamblu asupra protocoalelor din domeniul rețelelor mobile, nivel cu nivel, aceasta este lucrarea pe care trebuie să o consultați. Sunt examinate rând pe rând nivelurile de la fizic până la transport, precum și middleware-ul, considerente de securitate și rețelele ad-hoc.

Teger și Waks, „End-User Perspectives on Home Networking”

Rețelele pentru utilizatori individuali nu se aseamănă cu cele pentru corporații. Aplicațiile sunt diferite (preponderent multimedia), echipamentele provin de la o gamă largă de producători iar utilizatorii au un nivel scăzut de pregătire tehnică și o toleranță mică la defecțiuni de funcționare. Citiți această carte pentru a afla mai multe.

Varshney și Vetter, „Emerging Mobile și Wireless Networks”

Acesta este o altă introducere în domeniul comunicațiilor fără fir. Sunt discutate LAN-urile fără fir, buclele locale fără fir, sateliții precum și unele aspecte legate de software-ul și aplicațiile aferente.

Wetteroth, *OSI Reference Model for Telecommunications*

Deși protocoalele stivei OSI nu mai sunt utilizate ca atare, modelul cu șapte niveluri a căpătat o mare popularitate. Lucrarea oferă mai multe explicații referitoare la modelul OSI și își propune să aplice acest model rețelelor de telecomunicații (în contrast cu rețelele de calculatoare), evidențiind unde se încadrează în stiva OSI diverse protocoale de telefonie și transmisie de voce.

9.1.2 Nivelul fizic

Abramson, „Internet Access Using VSATs”

Stațiile terestre de dimensiune redusă devin din ce în ce mai utilizate atât pentru sistemele de telefonie din mediul rural cât și pentru accesul Internet al corporațiilor din țările dezvoltate. Totuși, natura traficului diferă radical în cele două situații, așa că sunt necesare protocoale diferite. În acest articol, inventatorul protocolului ALOHA discută despre numeroase metode de alocare a benzii de transmisie utilizate în sisteme VSAT.

Alkhatib et. al, „Wireless Data Networks: Reaching the Extra Mile”

Această lucrare, concepută ca un îndrumar practic, este un bun punct de pornire pentru o introducere rapidă în terminologia și tehnologia utilizată de rețelele fără fir.

Azzam și Ransom, *Broadband Access Technologies*

Sistemul de telefonie, fibrele optice, ADSL, rețelele de televiziune prin cablu, sateliți, chiar și liniile de înaltă tensiune ca tehnologii de acces în rețea sunt discutate în această lucrare. Alte subiecte includ rețele pentru utilizatori individuali, servicii, performanțele rețelelor și standarde. Lucrarea se încheie cu biografiile marilor companii din industria telecomunicațiilor și rețelelor, dar luând în considerare evoluția rapidă a acestui domeniu, acest capitol va avea probabil o existență mai scurtă decât capitolele referitoare la tehnologii.

Bellamy, *Digital Telephony*

Această lucrare demnă de încredere conține tot ce ați dorit vreodată să știți despre sistemul telefonic și chiar mai mult. În particular, sunt interesante capitolele despre transmisie și multiplexare, comutare digitală, fibră optică, telefonie mobilă și DSL .

Berezdivin et. al, „Next-Generation Wireless Communications Concepts and Technologies"

Autorii sunt cu un pas înaintea tuturor celorlalți. „Următoarea generație" din titlu se referă la a patra generație de comunicații fără fir. De la aceste rețele se așteaptă să furnizeze servicii IP în orice loc, o legătură ireproșabilă la Internet cu lățime mare de bandă și o calitate excelentă a serviciilor. Aceste scopuri vor fi atinse prin alocarea inteligentă a spectrului, alocarea dinamică a resurselor și servicii adaptabile. Este o viziune relativ îndepărtată, dar același lucru se putea spune în 1995 și despre telefonia mobilă .

Dutta-Roy, „An Overview of Cable Modem Technology and Market Perspectives"

Televiziunea prin cablu a evoluat de la simplul sistem CATV la sisteme complexe de distribuție pentru televiziune, Internet și telefonie. Aceste schimbări au afectat în mare măsură și infrastructura de cablu. Acest articol merită citit pentru o dezbatere asupra fabricilor de cablu, a standardelor, a marketing-ului cu accentul căzând pe DOCSIS .

Farserotu și Prasad, „A Survey of Future Broadband Multimedia Satellite Systems, Issues, and Trends"

O gamă largă de sateliți de comunicații de date se află pe orbită sau pe planșele de proiectare, incluzând Astrolink, Cyberstar, Spaceway, Skybridge, Teledesic și iSk. Aceștia utilizează diverse tehnici printre care conductă curbă și comutare prin sateliți. Pentru o imagine de ansamblu a diferitelor tehnici și sisteme de sateliți această lucrare este un bun punct de pornire.

Hu și Li, „Satellite-Based Internet: A Tutorial"

Accesul la Internet prin satelit diferă de accesul prin liniile terestre. Nu numai că apare o problemă legată de întârziere, dar și rutarea și comutarea sunt diferite. În această lucrare, autorii dezbat câteva dintre problemele legate de accesul Internet prin intermediul sateliților.

Joel, „Telecommunications and the IEEE Communications Society"

Acest articol oferă un istoric compact dar cuprinzător al telecomunicațiilor, începând cu telegraful și încheind cu standardul 802.11. Totodată, sunt tratate aspecte legate de radio, telefonie, comutare analogică și digitală, cabluri submarine, transmisii digitale, ATM, stații de televiziune, televiziune prin cablu, comunicații prin fibră optică, telefonie mobilă, comutare de pachete, ARPANET și Internet.

Metcalfe, „Computer/Network Interface Design Lessons from Arpanet & Ethernet"

Deși inginerii au construit interfețe de rețea începând în urmă cu zeci de ani, unii se întreabă încă dacă au învățat ceva din această experiență. În acest articol, proiectantul Ethernet-ului spune cum se

construiește o interfață de rețea și ce se face cu ea odată ce a fost construită. El recunoaște sincer ce a făcut greșit și ce a făcut corect.

Palais, Fiber Optic Communication, ediția a 3-a

Deși cărțile despre tehnologia fibrei optice devin din ce în ce mai specializate, această lucrare este mai accesibilă decât multe altele. Ea acoperă ghidurile de undă, sursele de lumină, detectoarele de lumină, cuploarele, modularea, zgomotul și multe alte subiecte.

Pandya, „Emerging Mobile and Personal Communications Systems"

Acest articol este foarte potrivit ca o introducere scurtă și plăcută în sistemele de comunicație portabile personale. Una din cele nouă pagini conține o listă de 70 de acronime folosite în celelalte opt pagini.

Sarikaya, „Packet Mode in Wireless Networks: Overview of Transition of Third Generation"

Conceptul de bază a rețelelor celulare din generația a treia constă în transmisii de date fără fir. Acest articol este foarte potrivit pentru a obține o imagine de ansamblu asupra transmisiilor de date în rețelele din generația a doua și cum vor evolua acestea în rețelele din generația a treia. Sunt tratate subiecte ca GPRS, IS-95B, WCDMA si CDMA 2000.

9.1.3 Nivelul legătură de date

Carlson, PPP Design, Implementation and Debugging, editia a 2-a

Dacă vă interesează informații detaliate despre toate protocoalele ce formează suita PPP, inclusiv CCP (compresie) si ECP (criptare), acestă lucrare este de referință. Se pune un accent deosebit pe ANU PPP-2.3, o implementare larg răspândită a PPAG.

Gravano, *Introduction to Error Control Codes*

Erori se strecoară în aproape toate formele de comunicație digitală; din acest motiv au fost dezvoltate multe tipuri de coduri detectoare si corectoare de erori. Această lucrare descrie unele dintre cele mai importante coduri, de la de la Codul Hammimg până la codul Galois și codurile convoluționale, necesitând un volum minim de cunoștințe de algebră din partea cititorului.

Holzmann, Design and Validation of Computer Protocols

Cititorii interesați în aspectele mai formale ale protocoalelor legăturii de date (și similare) ar trebui să vadă această carte. Sunt prezentate aici specificarea, modelarea, corectitudinea și testarea acestor protocoale.

Peterson și Davie, *Computer Networks: A System Approach*

Capitolul 2 tratează multe aspecte legate de nivelul legatură de date, inclusiv încadrarea (framing), protocoalele start-stop, protocoale cu fereastră glisantă și LAN-urile IEEE 802.

Stallings, *Data and Computer Communications*

Capitolul 7 tratează aspecte legate de nivelul legatură de date cum ar fi controlul fluxului, detectarea erorilor și protocoale simple de nivel legatură de date, inclusiv start-stop și protocolul cu revenire cu n pași. Sunt discutate și protocoalele de tip HDLC.

9.1.4 Subnivelul de control al accesului la mediu

Bhagwat, „Bluetooth: Technology for Short-Range Wireless Apps”

Lucrarea reprezintă un bun punct de pornire pentru o introducere directă a sistemului Bluetooth. Sunt discutate protocoalele și profilurile de bază, radio, picorețele și conexiuni, urmate de o introducere a diverselor protocoale.

Bisdikian, „An Overview of the Bluetooth Wireless Technology”

La fel ca lucrarea precedentă a lui Bhagwat, și aceasta este un bun punct de pornire pentru a afla totul despre sistemul Bluetooth. Sunt prezentate printre altele picorețelele, stiva de protocoale și profilurile.

Crow et. al, „IEEE 802.11 Wireless Local Area Networks”

Această lucrare este un bun punct de pornire pentru o introducere simplă în tehnologia și protocoalele 802.11. Accentul cade pe subnivelul MAC. Sunt discutate atât controlul distribuit cât și controlul centralizat. În încheiere sunt prezentate câteva evaluări ale performanțelor 802.11 în urma simulărilor realizate în condiții diverse.

Eklund et. al, „IEEE Standard 802.16: A Technical Overview of the Wireless MAN Air Interface for Broadband Wireless Access”

Standardul 802.16 adoptat de IEEE in 2002 presupune utilizarea comunicației fără fir pentru buclele locale, ceea ce ar revoluționa serviciile telefonice, aducând transmisia fără fir în bandă largă către locuințe. În această privire de ansamblu, autorii expun principalele aspecte tehnologice ce țin de acest standard.

Kapp, „802.11: Leaving the Wire Behind”

Această scurtă introducere a standardului 802.11 acoperă chestiunile de bază, protocoalele și standardele relevante.

Kleinrock, „On Some Principles of Nomadic Computing and Multi-Access Communications”

Partajarea canalului de transmisie in medii neghidate este o problemă mai complexă decat partajarea canalului de transmisie in medii ghidate. În acest articol sunt expuse probleme ca topologii dinamice, rutare, consumul de energie precum și alte aspecte legate de accesul la canalul de transmisie al echipamentelor mobile fără fir.

Miller și Cummins, *LAN Technologies Explained*

Aveți nevoie să cunoașteți cât mai multe despre tehnologiile care pot fi utilizate în LAN-uri? Această lucrare acoperă cele mai multe dintre aceste tehnologii, inclusiv FDDI și token ring, precum și larg răspânditul Ethernet. În timp ce primele două sunt rar utilizate în instalările noi de rețele, multe rețele deja existente le mai utilizează încă, iar rețelele cu topologie de inel sunt încă des întâlnite (de exemplu SONET).

Perlman, *Interconnections*, ediția a 2-a

Lucrarea reprezintă o expunere demnă de încredere, dar totuși distractivă, despre punți, rutere și rutare în general. Autorul este cel care a proiectat algoritmul “spanning tree” utilizat de punțile IEEE 802 și este una dintre autoritățile de nivel mondial în ceea ce privește diverse aspecte ale rețelelor.

Webb, „Broadband Fixed Wireless Access”

Această lucrare răspunde la întrebările „de ce” și „cum” în ceea ce privește transmisiile fără fir în bandă largă fixă. Secțiunea „de ce” argumentează că utilizatorii nu doresc adrese de e-mail separate pentru acasă și pentru serviciu, numere diferite de telefon pentru acasă, la serviciu sau pentru telefonul mobil, un cont pentru discuții (chat) și un număr sau două de fax. În schimb, ei preferă un sistem unic, integrat, care să funcționeze pretutindeni. Accentul în secțiunea referitoare la tehnologie cade asupra nivelului fizic și sunt discutate subiecte ca număr de purtătoare, comparații între TDD și FDD, între modulare fixă și modulare adaptivă.

9.1.5 Nivelul rețea

Bhatti si Crowcroft, „QoS Sensitive Flows: Issues in IP Packet Handling”

Una din modalitățile de a obține o mai bună calitate a serviciilor într-o rețea este planificarea riguroasă a plecării pachetelor din fiecare ruter. În această lucrare este prezentată o serie de algoritmi de planificare a pachetelor precum și alte detalii legate de acest subiect.

Chakrabarti, „QoS Issues in Ad Hoc Wireless Networks”

Rutarea în rețelele ad-hoc de calculatoare portabile care se află la distanță mică unele de altele este destul de dificilă și fără a ține cont de calitatea serviciilor. Totuși, utilizatorii sunt interesați de calitatea serviciilor așa că trebuie acordată atenție acestui aspect. Particularitatea rețelelor ad-hoc și alte aspecte legate de rutare și calitatea serviciilor sunt discutate în acest articol.

Comer, *Internetworking with TCP/IP,* Vol.1, ediția a 4-a

Comer a scris cartea decisivă despre suita de protocoale TCP/IP. Capitolele de la 4 la 11 tratează IP și protocoalele legate de el din nivelul rețea. Celelalte capitole se referă în primul rând la nivelele superioare și merită, de asemenea, să fie citite.

Huitema, Routing în the Internet

Dacă vreți să știți tot ce este de știut despre dirijarea în Internet, aceasta este cartea care vă trebuie. Sunt tratați în mare detaliu atât algoritmi care pot fi pronunțați (ca RIP, CIDR și MBONE) cât și algoritmi care nu pot fi pronunțați (ca OSPF, IGRP, EGP și BGP). Se găsesc aici caracteristici noi, cum ar fi trimiterea cu destinație multiplă (multicast), mobil, IP și rezervarea resurselor

Malhotra, *IP Routing*

Lucrarea conține foarte multă informație, constituindu-se într-un îndrumar detaliat asupra rutării IP. Sunt discutate protocoale ca RIP, RIP-2, IGRP, EIGRP, OSPF și BGP-4 .

Metz, „Differentiated Services”

Garanțiile oferite de conceptul de calitate a serviciilor sunt importante pentru multe aplicații multimedia. Serviciile integrate și serviciile diferențiate sunt două abordări posibile pentru obținerea acestor garanții. Ambele sunt discutate aici, cu accent pe serviciile diferențiate.

Metz, „IP Routers: New Tool for Gigabit Networking”

Majoritatea referințelor bibliografice pentru capitolul 5 se referă la algoritmi de rutare. Nu și aceasta, care explică modul de funcționare al ruterelor. Ruterele au evoluat de la stații de lucru pentru uz general până la mașini dedicate pentru rutare. Dacă doriți să aflați mai multe despre rutere, acest articol este un bun punct de pornire.

Nemeth s.a, *UNIX System Administration Handbook*

Pentru o schimbare de ritm, capitolul 13 din această lucrare abordează o viziune mai practică asupra retețelor decât cele mai multe dintre celelalte referințe bibliografice. În loc să discute concepte abstracte, ea oferă multe sfaturi despre cum se administrează o rețea reală.

Perkins, „Mobile Networking through Mobile IP"

Pe măsură ce dispozitivele mobile de calcul devin din ce în ce mai populare, noțiunea de IP mobil devine din ce în ce mai importantă. Acest îndrumar practic oferă o introducere în acest domeniu discutând și alte subiecte adiacente.

Perlman, *Interconnections: Bridges and Routers,* ediția a 2-a

În capitolele de la 12 pana la 25, Perlman expune multe probleme ce apar în proiectarea algoritmilor de rutare unicast și multicast, atât pentru WAN-uri cât și pentru LAN-uri interconectate, precum și implementările acestor algoritmi în diverse protocoale. Cea mai interesantă parte este însă capitolul 18, în care autoarea analizează, într-o manieră instructivă si amuzantă, anii de experiență în protocoale de rețea.

Puzmanova, *Routing and Switching: Time of Convergence?*

La sfârșitul anilor 1990, unii producători de echipamente de rețea au început să denumească orice drept comutator, în timp ce administratorii de rețele de mari dimensiuni afirmau că au început procesul de trecere de la rutere la comutatoare. Așa cum sugerează și titlul, lucrarea discută despre viitorul ruterelor și comutatoarelor, întrebându-se dacă aceste două echipamente vor converge către un punct comun.

Royer și Toth, „A Review of Current Routing Protocols for Ad-Hoc Mobile Wireless Networks"

Algoritmul de rutare ad-hoc AODV, prezentat in capitolul 5 nu este singurul cunoscut. O diversitate de alți algoritmi, printre care DSDV, CGSR, WRP, DSR, TORA, ABR, DRP și SRP sunt prezentați și comparați în această lucrare. Evident, dacă vă propuneți să inventați un nou algoritm de rutare ad-hoc, primul pas este alegerea unui acronim de trei litere pentru denumire.

Stevens, *TCP/IP Illustrated*, Vol. 1

Capitolele 3-10 furnizează o tratare cuprinzătoare, ilustrată prin exemple, a IP-ului și a protocoalelor legate de el (ARP, RARP și ICMP).

Striegel și Manimaran, „A Survey of QoS Multicasting Issues"

Noțiunile de multicasting și calitate a serviciilor capătă o importanță din ce în ce mai mare pe măsură ce iau amploare servicii ca radioul și televiziunea prin internet. În acest studiu, autorii discută modul în care algoritmii de rutare pot ține cont de acești doi factori.

Yang și Reddy, „A Taxonomy for Congestion Control Algorithms în Packet Switching Networks"

Autorii au proiectat o taxonomie pentru algoritmii de control al congestiei. Principalele categorii sunt buclă deschisă cu controlul sursei, buclă deschisă cu controlul destinației, buclă închisă cu reacție explicită și buclă închisă cu reacție implicită. Ei folosesc această taxonomie pentru a descrie și clasifica 23 de algoritmi existenți.

9.1.6 Nivelul transport

Comer, *Internetworking with TCP/IP*, Vol. 1, ediția a 4-a

Așa cum s-a mai menționat, Comer a scris lucrarea decisivă despre suita de protocoale TCP/IP. Capitolul 12 se referă la UDP, iar capitolul 13 la TCP.

Hall si Cerf, *Internet Core Protocols: The Definitive Guide*

Daca vă place să obțineți informația direct de la sursă, atunci acesta este locul potrivit pentru a afla mai multe despre TCP. În fond, Cerf este unul dintre inventatorii TCP-ului. Capitolul 7 este o prezentare exactă a TCP, în care se arată cum trebuie interpretată informația furnizată de uneltele de analiză a protocoalelor și management al rețelelor. Alte capitole expun aspecte legate de UDP, IGMP, ICMP și ARP.

Kurose si Ross, *Computer Networking: A Top-Down Approach Featuuring the Internet*

Capitolul 3 se referă la nivelul transport și conține o cantitate importantă de informație despre TCP și UDP. Sunt discutate de asemenea protocoalele start-stop și cu revenire cu n pași examinate în capitolul 3.

Mogul, „IP Network Performance”

În ciuda titlului acestui articol, el tratează cel puțin, dacă nu ceva mai mult, performanțele TCP-ului și ale rețelelor în general, apoi performanțele IP-ului în particular. Este plin de îndrumări utile și reguli de aur.

Peterson si Davie, *Computer Networks: A Systems Approach*

Capitolul 5 se referă la UDP, TCP și alte câteva protocoale înrudite. Sunt tratate pe scurt și aspecte legate de performanțele rețelelor.

Stevens, TCP/IP Illustrated, Vol. 1

Capitolele 17-24 furnizează o tratare cuprinzătoare a TCP-ului, ilustrată prin exemple.

9.1.7 Nivelul aplicație

Bergholz, „Extending Your Markup: An XML Tutorial”

O introducere scurtă și directă în XML pentru începători.

Cardellini et. al, *The State-of-the-Art in Locally Distributed Web-Server Systems*

Pe măsură ce serviciul Web crește în popularitate, unele situri Web sunt nevoite să utilizeze un număr mare de servere pentru a putea face față traficului. Partea dificilă în construirea unei ferme de servere o constituie distribuirea încărcării între mașini. Acest îndrumar practic acoperă acest aspect în detaliu.

Berners-Lee et. al, „The World Wide Web”

O perspectivă asupra Web-ului și a direcției sale de evoluție prezentată de persoana care l-a inventat și de câțiva colegi de la CERN. Articolul se concentrează asupra arhitecturii Web, URL-uri, HTTP și HTML, cât și asupra direcțiilor de dezvoltare viitoare.

Choudbury et. al, „Copyright Protection for Electronic Publishing on Computer Networks”

Deși numeroase cărți și articole descriu algoritmi criptografici, puține descriu modul în care aceștia pot fi folosiți pentru a împiedica utilizatorii să redistribuie documentele pe care au dreptul să le decripteze. Acest articol descrie o varietate de mecanisme care poate ajuta protecția drepturilor de autor în era elecrtronică.

Collins, „Carrier Grade Voice over IP”

Dacă ați citit lucrarea scrisă de Varshney et. al și doriti să aflați toate detaliile despre transmisia de voce peste IP utilizând protocolul H.323, acesta este locul potrivit. Deși cartea este lungă și cuprinde multe detalii, este concepută ca un îndrumar practic și nu necesită cunoștințe anterioare de ingineria sistemelor telefonice.

Davison, „A Web Caching Primer”

Pe măsură ce Web-ul crește în dimensiuni, tehnica de ascundere (caching) devine esențială pentru a obține performanțe bune. Lucrarea se constituie într-o scurtă introducere în “Web caching”.

Krishnamurthy și Rexford, *Web Protocols and Practice*

Este dificil să găsești o lucrare mai cuprinzătoare despre toate aspectele Web-ului decât aceasta. Sunt tratate aspecte legate de clienți, servere, proxy-uri și ascundere. Există de asemenea capitole despre măsurători de trafic Web cât și despre cercetările prezente în acest domeniu.

Rabinovich si Spatscheck, *Web Caching and Replication*

Lucrarea este o investiție bună pentru o tratare cuprinzătoare a conceptelor de “Web caching” și replicare. Proxy-uri, cache-uri, încărcare, rețele cu livrare după conținut, selecția serverelor și multe altele sunt prezentate în detaliu.

Shahabi et. al, „Yima: A Second-Generation Continuous Media Server”

Serverele multimedia reprezintă sisteme complexe ce trebuie să rezolve probleme ca planificarea procesoarelor, localizarea fișierelor pe disc, sincronizarea fluxurilor și altele. Cu trecerea timpului, s-au făcut progrese în proiectarea lor. O imagine de ansamblu asupra arhitecturii recente a unui astfel de sistem este prezentată în această lucrare.

Tittel et. al, *Mastering XHTML*

Două carți într-un singur volum, acoperind cel mai nou standard în materie de limbaje de marcaj. Mai întâi este descris limbajul XHTML, cu accent asupra diferențelor față de HTML, apoi este prezentat un ghid cuprinzător al etichetelor, codurilor și caracterelor speciale utilizate în XHTML 1.0.

Varshney et. al, „Voice over IP”

Cum funcționează serviciul de voce peste IP și dacă va înlocui această tehnologie rețeaua comutată de telefonie publică puteți afla citind această lucrare.

9.1.8 Securitatea rețelelor

Anderson, R., „Why Cryptosystems Fail”

După părerea lui Anderson, securitatea sistemelor bancare este firavă, dar nu datorită intrușilor inteligenți care sparg DES-ul pe PC-urile lor. Problemele reale sunt foarte variate, de la angajați necinstiți (un angajat de bancă schimbând adresa de poștă a unui client cu a sa, pentru a intercepta

numărul cărții de credit și numărul de PIN) la erori de programare (acordarea aceluiași cod PIN tuturor clienților). Este deosebit de interesant răspunsul dat de bancă atunci când se confruntă cu o eroare: sistemul nostru este perfect și, ca urmare, toate greșelile trebuie să se datoreze erorilor sau fraudelor clienților.

Anderson, *Security Engineering*

Într-o anumită măsură, această carte este versiunea de 600 de pagini a lucrării „Why Cryptosystems Fail". Are o abordare mai tehnică decât *Secrets and Lies* dar mai puțin tehnică decât *Network Security* (descrisă mai jos). După o introducere a tehnicilor de bază de securitate, sunt dedicate capitole întregi diverselor aplicații, printre care aplicații bancare, comanda și controlul instalațiilor nucleare, imprimarea documentelor secrete, biometrie, securitatea fizică, războiul electronic securitatea telecomunicațiilor, comerț electronic și protecția copyright-ului. A treia parte a lucrării se referă la politici, management și evoluția sistemului.

Artz, „Digital Steganography"

Steganografia își are originile în Grecia antică, unde ceara era folosită pentru a acoperi inscripțiile făcute pe planșe de lemn, asigurându-se astfel secretul mesajelor. În prezent, sunt utilizate alte tehnici, dar scopul rămâne același. Există diverse metode de a ascunde informația în imagini, fluxuri audio și alte purtătoare despre care se vorbește în această lucrare.

Brands, *Rethinking Public Key Infrastructures and Digital Certificates*

Mai mult decât o introducere cuprinzătoare în utilizarea certificatelor digitale, aceasta este și o importantă lucrare de avocatură. Autorul are convingerea că documentele de identitate pe suport de hârtie sunt depășite și ineficiente și că certificatele digitale pot fi utilizate pentru aplicații ca votul electronic, administrarea drepturilor digitale și chiar ca înlocuitor pentru bani gheață. Autorul atrage atenția asupra faptului că, dacă nu se folosește criptarea PKI, Internetul ar putea deveni un instrument de supraveghere pe scară largă.

Kaufman et. al, *Network Security* ediția a 2-a

Această carte demnă de încredere și adesea spirituală este primul loc unde trebuie să căutați informații despre securitatea rețelelor, despre algoritmii si protocoalele utilizate. Se explică pe larg și cu multe exemple algoritmi și protocoale cu chei secrete și publice, criptarea mesajelor, autentificarea, Kerberos, PKI, Ipsec, SSL/TSL și securitatea poștei electronice. Capitolul 26 care tratează subiecte de securitate într-o maniera „folclorică" este o adevarată nestemată. În domeniul securității, diavolul se ascunde în detalii. Oricine își propune să proiecteze un sistem de securitate care va fi utilizat în practică are ce învăța din sfaturile ancorate în realitate prezente în acest capitol.

Pohlmann, *Firewall Systems*

Zidurile de protecție (firewall) reprezintă pentru cele mai multe rețele prima (și ultima) linie defensivă împotriva atacatorilor. Această carte descrie cum funcționează și ce face un zid de protecție, de la cele mai simple ziduri de protecție bazate pe software menite să protejeze un singur PC până la echipamente avansate ce sunt situate între o rețea privată și conexiunea la Internet.

Schneier, *Applied Criptography*, ediția a 2-a

Acest compendiu monumental este cel mai mare coșmar al NSA: o singură carte care descrie fiecare algoritm criptografic cunoscut. Pentru a face situația și mai rea (sau mai bună, depinde de punctul dumneavoastră de vedere) cartea conține cei mai mulți algoritmi ca programe ce pot fi exe-

cutate (în C). Mai mult, sunt furnizate peste 1600 de referințe la literatura criptografică. Deși nu este pentru începători, dacă vreți cu adevărat să păstrați secrete fișierele dumneavoastră, atunci citiți această carte.

Schneier, *Secrets and Lies*

Dacă citiți *Applied Criptography* din scoarță în scoarță, veți afla tot ce este de știut referitor la algoritmi criptografici. Dacă mai citiți apoi și *Secrets and Lies* din scoarță în scoarță (ceea ce nu poate fi făcut într-un timp scurt), veți afla că algoritmii criptografici nu reprezintă totul. Majoritatea breșelor de securitate nu se datorează unor algoritmi greșiti sau cheilor de criptare prea scurte, ci scurgerilor din mediul securizat. Sunt prezentate exemple fără sfârșit despre amenințări, atacuri, defensivă, contraatacuri și multe altele. Pentru o expunere non-tehnică și fascinantă asupra securității computerelor în cel mai larg sens posibil, aceasta este cartea potrivită.

Skoudis, *Counter Hack*

Cel mai bun mod de a opri un hacker este să gândești ca un hacker. Această carte descrie viziunea hacker-ilor asupra rețelelor și argumentează că securitatea ar trebui să fie parte integrantă din proiectarea unei rețele și nu un adaos bazat pe o anumită tehnologie. Lucrarea acoperă toate tipurile uzuale de atacuri, printre care cele de tip „inginerie socială" care profită de faptul că utilizatorii nu sunt întotdeauna familiari cu măsurile de securitate necesare în utilizarea calculatoarelor.

9.2 BIBLIOGRAFIE ÎN ORDINE ALFABETICĂ

ABRAMSON, N.: "Internet Access Using VSATs", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 60-68, Iulie 2000.

ABRAMSON, N.: "Development of the ALOHANET", *IEEE Trans. on Information Theory*, vol. IT-31, pag. 119-123, Martie 1985.

ADAMS, M. și DULCHINOS, D.: "OpenCable", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 39, pag. 98-105, Iunie 2001.

ALKHATIB, H.S., BAILEY, C., GERLA, M. și McRAE, J.: "Wireless Data Networks: Reaching the Extra Mile", *Computer*, vol. 30, pag. 59-62, Dec. 1997.

ANDERSON, R.J.: "Free Speech Online and Office", *Computer*, vol. 25, pag. 28-30, Iunie 2002.

ANDERSON, R.J.: *Security Engineering*, New York: Wiley, 2001.

ANDERSON, R.J.: "The Eternity Service", *Proc. First Int'l Conf. on Theory and Appl. of Cryptology*, CTU Publishing House, 1996.

ANDERSON, R.J.: "Why Cryptosystems Fail", *Commun. of the ACM*, vol. 37, pag. 32-40, Nov. 1994.

ARTZ, D.: "Digital Steganography", *IEEE Internet Computing*, vol. 5, pag. 75-80, 2001.

AZZAM, A.A. și RANSOM, N.: *Broadband Access Technologies*, New York: McGraw-Hill, 1999.

BAKNE, A. și BADRINATH, B.R.: "I-TCP: Indirect TCP for Mobile Hosts", *Proc. 15th Int'l Conf. on Distr. Computer Systems*, IEEE, pag. 136-143, 1995.

BALAKRISHNAN, H., SESHAN, S. și KATZ, R.H.: "Improving Reliable Transport and Handoff Performance in Cellular Wireless Networks", *Proc. ACM Mobile Computing and Networking Conf.*, ACM, pag. 2-11, 1995.

BALLARDIE, T., FRANCIS, P. și CROWCROFT, J.: "Core Based Trees (CBT)", *Proc. SIGCOMM '93 Conf.*, ACM, pag. 85-95, 1993.

BARAKAT, C., ALTMAN, E. și DABBOUS, W.: "On TCP Performance in a Heterogeneous Network: A Survey", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 40-46, Ian. 2000.

BELLAMY, J.: *Digital Telephon*y, ediția a treia, New York: Wiley, 2000.

BELLMAN, R.E.: *Dynamic Programming*, Princeton, NJ: Princeton University Press, 1957.

BELSNES, D.: "Flow Control in the Packet Switching Networks", *Communications Networks*, Uxbridge, England: Online, pag. 349-361, 1975.

BENNET, C.H. și BRASSARD, G.: "Quantum Cryptography: Public Key Distribution and Coin Tossing", *Int'l Conf. on Computer Systems and Signal Processing*, pag. 175-179, 1984.

BEREZDIVIN, R., BREINIG, R. și TOPP, R.: "Next-Generation Wireless Communication Concepts and Technologies", *IEEE Commun. Magazin*e, vol. 40, pag. 108-116, Martie 2002.

BERGHEL, H.L.: "Cyber Privacy in the New Millennium", *Computer*, vol. 34, pag. 132-134, Ian. 2001.

BERGHOLZ, A.: "Extending Your Markup: An XML Tutorial", *IEEE Internet Computing*, vol. 4, pag. 74-79, Iulie-Aug. 2000.

BERNERS-LEE, T., CAILLIAU, A., LOUTONEN, A., NIELSEN, H.F. și SECRET, A.: "The World Wide Web", *Commun. of the ACM*, vol. 37, pag. 76-82, Aug. 1994.

BERTSEKAS, D. și GALLAGER, R.: *Data Networks*, ediția a doua, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1992.

BHAGWAT, P.: "Bluetooth: Technology for Short-Range Wireless Apps", *IEEE Internet Computin*g, vol. 5, pag. 96-103, Mai-Iunie 2001.

BHARGHAVAN, V., DEMERS, A., SHENKER, S. și ZHANG, L.: "MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LANs", *Proc. SIGCOMM '94 Conf.*, ACM, pag. 212-225, 1994.

BHATTI, S.N. și CROWCROFT, J.: "QoS Sensitive Flows: Issues in IP Packet Handling, "*IEEE Internet Computing*, vol. 4, pag. 48-57, Iulie-Aug. 2000.

BI, Q., ZYSMAN, G.I. și MENKES, H.: "Wireless Mobile Communications at the Start of the 21st Century", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 39, pag. 110-116, Jan, 2001.

BIHAM, E. și SHAMIR, A.: "Differential Cryptanalysis of the Data Encryption Standard, "*Proc. 17th Ann. Int'l Cryptology Conf.*, Berlin: Springer-Verlag LNCS 1294, pag. 513-525, 1997.

BIRD, R., GOPAL, I., HERZBERG, A., JANSON, P.A., KUTTEN, S., MOLVA, R și YUNG, M.: "Systematic Design of a Family of Attack-Resistant Authentication Protocols", *IEEE J. on Selected Areas in Commun*., vol. 11, pag. 679-693, Iunie 1993.

BIRRELL, A.D. și NELSON, B.J.: "Implementing Remote Procedure Calls", *ACM Trans. on Computer Systems*, vol. 2, pag. 39-59, Feb. 1984.

BIRYUKOV, A., SHAMIR, A. și WAGNER, D.: "Real Time Cryptanalysis of A5/1 on a PC", *Proc. Seventh Int'l Workshop on Fast Software Encryption*, Berlin: Springer-Verlag LNCS 1978, p. 1, 2000.

BISDIKIAN, C.: "An Overview of the Bluetooth Wireless Technology", *IEEE Commun. Magazin*e, vol. 39, pag. 86-94, Dec. 2001.

BLAZE, M.: "Protocol Failure in the Escrowed Encryption Standard", *Proc. Second ACM Conf. on Computer and Commun. Security*, ACM, pag. 59-67, 1994.

BLAZE, M. și BELLOVIN, S.: "Tapping on My Network Door", *Commun. of the ACM*, vol. 43, pag. 136, Oct. 2000.

BOGINENI, K., SIVALINGAM, K.M. și DOWD, P.W.: "Low-Complexity Multiple Access Protocols for Wavelength-Division Multiplexed Photonic Networks", *IEEE Journal on Selected Areas in Commun*., vol. 11, pag. 590-604, Mai 1993.

BOLCSKEI, H., PAULRAJ, A.J., HARI, K.V.S. și NABAR, R.U.: "Fixed Broadband Wireless Access: State of the Art, Challenges, and Future Directions", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 39, pag. 100-108, Ian. 2001.

BORISOV, N., GOLDBERG, I. și WAGNER, D.: "Intercepting Mobile Communications: The Insecurity of 802.11", *Seventh Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking*, ACM, pag. 180-188, 2001.

BRANDS, S.: *Rethinking Public Key Infrastructures and Digital Certificates*, Cambridge, MA: M.I.T. Press, 2000.

BRAY, J. și STURMAN, C.F.: *Bluetooth 1.1: Connect without Cables*, ediția a doua, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2002.

BREYER, R. și RILEY, S.: *Switched, Fast, and Gigabit Ethernet*, Indianapolis, IN: New Riders, 1999.

BROWN, S.: *Implementing Virtual Private Networks*, New York: McGraw-Hill, 1999.

BROWN, L., KWAN, M., PIEPRZYK, J. și SEBERRY, J.: "Improving Resistance to Differential Cryptanalysis and the Redesign of LOKI", *ASIACRYPT '91 Abstracts*, pag. 25-30, 1991.

BURNETT, S. și PAINE, S.: *RSA Security's Official Guide to Cryptography*, Berkeley, CA: Osborne/McGraw-Hill, 2001.

CAPETANAKIS, J.I.: "Tree Algorithms for Packet Broadcast Channels", *IEEE Trans. on Information Theory*, vol. IT-25, pag. 505-515, Sept. 1979.

CARDELLINI, V., CASALICCHIO, E., COLAJANNI, M. și YU, P.S.: *"The State-of-the-Art in Locally Distributed Web-Server Systems", ACM Computing Surveys, vol. 34, pag. 263-311, Iunie 2002.*

CARLSON, J.: *PPP Design, Implementation and Debugging*, ediția a doua, Boston: Addison-Wesley, 2001.

CERF, V. și KAHN, R.: "A Protocol for Packet Network Interconnection", *IEEE Trans. on Commun.*, vol. COM-22, pag. 637-648, Mai 1974.

CHAKRABARTI, S.: "QoS Issues in Ad Hoc Wireless Networks", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 39, pag. 142-148, Feb. 2001.

CHASE, J.S., GALLATIN, A.J. și YOCUM, K.G.: "End System Optimizations for High-Speed TCP", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 39, pag. 68-75, Aprilie 2001.

CHEN, B., JAMIESON, K., BALAKRISHNAN, H. și MORRIS, R.: "Span: An Energy-Efficient Coordination Algorithm for Topology Maintenance in Ad Hoc Wireless Net-works, "*ACM Wireless Networks*, vol. 8, Sept. 2002.

CHEN, K.-C.: "Medium Access Control of Wireless LANs for Mobile Computing", *IEEE Network Magazine*, vol. 8, pag. 50-63, Sept.-Oct. 1994.

CHOUDBURY, A.K., MAXEMCHUK, N.F., PAUL, S. și SCHULZRINNE, H.G.: "Copy-right Protection for Electronic Publishing on Computer Networks", *IEEE Network Magazine*, vol. 9, pag. 12-20, Mai-Iunie, 1995.

CHU, Y., RAO, S.G. și ZHANG, H.: "A Case for End System Multicast", *Proc. Int'l Conf. on Measurements and Modeling of Computer Syst.*, ACM, pag. 1-12, 2000.

CLARK, D.D.: "The Design Philosophy of the DARPA Internet Protocols", *Proc. SIGCOMM '88 Conf.*, ACM, pag. 106-114, 1988.

CLARK, D.D.: "Window and Acknowledgement Strategy in TCP", RFC 813, Iulie 1982.

CLARK, D.D., DAVIE, B.S., FARBER, D.J., GOPAL, I.S., KADABA, B.K., SINCOSKIE, W.D., SMITH, J.M. și TENNENHOUSE, D.L.: "The Aurora Gigabit Testbed", *Com-puter Networks and ISDN Systems*, vol. 25, pag. 599-621, Ian. 1993.

CLARK, D.D., JACOBSON, V., ROMKEY, J. și SALWEN, H.: "An Analysis of TCP Processing Overhead", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 27, pag. 23-29, Iunie 1989.

CLARK, D.D., LAMBERT, M. și ZHANG, L.: "NETBLT: A High Throughput Transport Protocol", *Proc. SIGCOMM '87 Conf.*, ACM, pag. 353-359, 1987.

CLARKE, A.C.: "Extra-Terrestrial Relays", *Wireless Worl*d, 1945.

CLARKE, I., MILLER, S.G., HONG, T.W., SANDBERG, O. și WILEY, B.: "Protecting Free Expression Online with Freenet", *IEEE Internet Computing*, vol. 6, pag. 40-49, Ian.-Feb. 2002.

COLLINS, D.: *Carrier Grade Voice over IP*, New York: McGraw-Hill, 2001.

COLLINS, D. și SMITH, C.: *3G Wireless Network*s, New York: McGraw-Hill, 2001.

COMER, D.E.: *The Internet Book*, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1995.

COMER, D.E.: *Internetworking with TCP/IP*, vol. 1, ediția a patra, Englewood Cliffs, NJ: Pren-tice Hall, 2000.

COSTA, L.H.M.K., FDIDA, S. și DUARTE, O.C.M.B.: "Hop by Hop Multicast Routing Protocol", *Proc. 2001 Conf. on Applications, Technologies, Architectures, and Proto-cols for Computer Commun*., ACM, pag. 249-259, 2001.

CRAVER, S.A., WU, M., LIU, B., STUBBLEFIELD, A., SWARTZLANDER, B., WALLACH, D.W., DEAN, D. și FELTEN, E.W.: "Reading Between the Lines: Lessons from the SDMI Challenge", *Proc. 10th USENIX Security Symp*., USENIX, 2001.

CRESPO, P.M., HONIG, M.L. și SALEHI, J.A.: "Spread-Time Code-Division Multiple Access", *IEEE Trans. on Commun*., vol. 43, pag. 2139-2148, Iunie 1995.

CROW, B.P., WIDJAJA, I, KIM, J.G. și SAKAI, P.T.: "IEEE 802.11 Wireless Local Area Networks", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 35, pag. 116-126, Sept. 1997

CROWCROFT, J., WANG, Z., SMITH, A. și ADAMS, J.: "A Rough Comparison of the IETF and ATM Service Models", *IEEE Network Magazine*, vol. 9, pag. 12-16, Nov.-Dec. 1995.

DABEK, F., BRUNSKILL, E., KAASHOEK, M.F., KARGER, D., MORRIS, R., STOICA, R. și BALAKRISH-NAN, H.: "Building Peer-to-Peer Systems With Chord, a Distributed Lookup Service", *Proc. 8th Workshop on Hot Topics in Operating Systems*, IEEE, pag. 71-76, 2001a.

DABEK, F., KAASHOEK, M.F., KARGER, D., MORRIS, R. și STOICA, I.: "Wide-Area Cooperative Stor-age with CFS", *Proc. 18th Symp. on Operating Systems Prin*., ACM, pag. 202-15 , 2001b.

DAEMEN, J. și RIJMEN, V.: *The Design of Rijndael*, Berlin: Springer-Verlag, 2002.

DANTHINE, A.A.S.: "Protocol Representation with Finite-State Models", *IEEE Trans. on Commun*., vol. COM-28, pag. 632-643, Aprilie 1980.

DAVIDSON, J. și PETERS, J.: *Voice over IP Fundamentals*, Indianapolis, IN: Cisco Press, 2000.

DAVIE, B. și REKHTER, Y.: *MPLS Technology and Applications*, San Francisco: Mor-gan Kauf-mann, 2000.

DAVIS, P.T. și MCGUFFIN, C.R.: *Wireless Local Area Networks*, New York: McGraw-Hill, 1995.

DAVISON, B.D.: "A Web Caching Primer", *IEEE Internet Computing*, vol. 5, pag. 38-45, Iulie-Aug. 2001.

DAY, J.D.: " The (Un)Revised OSI Reference Model", *Computer Commun. Rev*., vol. 25, pag. 39-55, Oct. 1995.

DAY, J.D. și ZIMMERMANN, H.: "The OSI Reference Model", *Proc. of the IEEE*, vol. 71, pag. 1334-1340, Dec. 1983.

DE VRIENDT, J., LAINE, P., LEROUGE, C și XU, X.: "Mobile Network Evolution: A Revolution on the Move", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 40, pag. 104-111, Aprilie 2002.

DEERING, S.E.: "SIP: Simple Internet Protocol", *IEEE Network Magazine*, vol. 7, pag. 16-28, Mai-Iunie 1993.

DEMERS, A., KESHAV, S. și SHENKER, S.: "Analysis and Simulation of a Fair Queue-ing Algorithm", *Internetwork: Research and Experience*, vol. 1, pag. 3-26, Sept. 1990.

DENNING, D.E. și SACCO, G.M.: "Timestamps in Key Distribution Protocols", *Com-mun. of the AC*M, vol. 24, pag. 533-536, Aug. 1981.

DIFFIE, W. și HELLMAN, M.E.: "Exhaustive Cryptanalysis of the NBS Data Encryp-tion Standard", *Computer*, vol. 10, pag. 74-84, Iunie 1977.

DIFFIE, W. și HELLMAN, M.E.: "New Directions in Cryptography", *IEEE Trans. on Information Theory*, vol. IT-22, pag. 644-654, Nov. 1976.

DIJKSTRA, E.W.: "A Note on Two Problems in Connexion with Graphs", *Numer. Math*., vol. 1, pag. 269-271, Oct. 1959.

DOBROWSKI, G. și GRISE, D.: *ATM and SONET Basics*, Fuquay-Varina, NC: APDG Telecom Books, 2001.

DONALDSON, G. și JONES, D.: "Cable Television Broadband Network Architectures", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 39, pag. 122-126, Iunie 2001.

DORFMAN, R.: "Detection of Defective Members of a Large Population", *Annals Math. Statistics*, vol. 14, pag. 436-440, 1943.

DOUFEXI, A., ARMOUR, S., BUTLER, M., NIX, A., BULL, D., MCGEEHAN, J. și KARLSSON, P.: "A Comparison of the HIPERLAN/2 and IEEE 802.11A Wireless LAN Standards", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 40, pag. 172-180, Mai 2002.

DURAND, A.: "Deploying IPv6", *IEEE Internet Computing*, vol. 5, pag. 79-81, Ian.-Feb. 2001.

DUTCHER, B.: *The NAT Handbook*, New York: Wiley, 2001.

DUTTA-ROY, A.: "An Overview of Cable Modem Technology and Market Perspectives", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 39, pag. 81-88, Iunie 2001.

EASTTOM, C.: *Learn JavaScript*, Ashburton, U.K.: Wordware Publishing, 2001.

EL GAMAL, T.: "A Public-Key Cryptosystem and a Signature Scheme Based on Discrete Logarithms", *IEEE Trans. on Information Theory*, vol. IT-31, pag. 469-472, Iulie 1985.

ELHANANY, I., KAHANE, M. și SADOT, D.: "Packet Scheduling in Next-Generation Multiterabit Networks", *Computer*, vol. 34, pag. 104-106, Aprilie 2001.

ELMIRGHANI, J.M.H. și MOUFTAH, H.T.: "Technologies and Architectures for Scal-able Dynamic Dense WDM Networks", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 58-66, Feb. 2000.

FARSEROTU, J. și PRASAD, R.: "A Survey of Future Broadband Multimedia Satellite Systems, Issues, and Trends", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 128-133, Iunie 2000.

FIORINI, D., CHIANI, M., TRALLI, V. și SALATI., C.: "Can we Trust HDLC?", *Com-puter Commun. Rev*., vol. 24, pag. 61-80, Oct. 1994.

FLOYD, S. și JACOBSON, V.: "Random Early Detection for Congestion Avoidance", *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 1, pag. 397-413, Aug. 1993.

FLUHRER, S., MANTIN, I. și SHAMIR, A.: "Weakness in the Key Scheduling Algo-rithm of RC4", *Proc. Eighth Ann. Workshop on Selected Areas in Cryptography*, 2001.

FORD, L.R., Jr. și FULKERSON, D.R.: *Flows in Networks*, Princeton, NJ: Princeton University Press, 1962.

FORD, W. și BAUM, M.S.: *Secure Electronic Commerce*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2000.

FORMAN, G.H. și ZAHORJAN, J.: "The Challenges of Mobile Computing", *Computer*, vol. 27, pag. 38-47, Aprilie 1994.

FRANCIS, P.: "A Near-Term Architecture for Deploying Pip", *IEEE Network Magazine*, vol. 7, pag. 30-37, Mai-Iunie 1993.

FRASER, A.G.: "Towards a Universal Data Transport System", in *Advances in Local Area Networks*, Kummerle, K., Tobagi, F. și Limb, J.O. (Eds.), New York: IEEE Press, 1987.

FRENGLE, N.: *I-Mode: A Primer*, New York: Hungry Minds, 2002.

GADECKI, C. și HECKERT, C.: *ATM for Dummies*, New York: Hungry Minds, 1997.

GARBER, L.: "Will 3G Really Be the Next Big Wireless Technology?", *Computer*, vol. 35, pag. 26-32, Ian. 2002.

GARFINKEL, S., with SPAFFORD, G.: *Web Security, Privacy, and Commerce*, Sebastopol, CA: O'Reilly, 2002.

GEIER, J.: *Wireless LAN*s, ediția a doua, Indianapolis, IN: Sams, 2002.

GEVROS, P., CROWCROFT, J., KIRSTEIN, P. și BHATTI, S.: "Congestion Control Mechanisms and the Best Effort Service Model", *IEEE Network Magazine*, vol. 15, pag. 16-25, Mai-Iunie 2001.

GHANI, N. și DIXIT, S.: "TCP/IP Enhancements for Satellite Networks", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 37, pag. 64-72, 1999.

GINSBURG, D.: *ATM: Solutions for Enterprise Networking*, Boston: Addison-Wesley, 1996.

GOODMAN, D.J.: "The Wireless Internet: Promises and Challenges", *Computer*, vol. 33, pag. 36-41, Iulie 2000.

GORALSKI, W.J.: *Optical Networking and WDM*, New York: McGraw-Hill, 2001.

GORALSKI, W.J.: *SONET*, ediția a doua, New York: McGraw-Hill, 2000.

GORALSKI, W.J.: *Introduction to ATM Networkin*g, New York: McGraw-Hill, 1995.

GOSSAIN, H., DE MORAIS CORDEIRO și AGRAWAL, D.P.: "Multicast: Wired to Wireless", *IEEE Commun. Mag.*, vol. 40, pag. 116-123, Iunie 2002.

GRAVANO, S.: *Introduction to Error Control Code*s, Oxford, U.K.: Oxford University Press, 2001.

GUO, Y. și CHASKAR, H.: "Class-Based Quality of Service over Air Interfaces in 4G Mobile Networks", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 40, pag. 132-137, Martie 2002.

HAARTSEN, J.: "The Bluetooth Radio System", *IEEE Personal Commun. Magazine*, vol. 7, pag. 28-36, Feb. 2000.

HAC, A.: "Wireless and Cellular Architecture and Services", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 33, pag. 98-104, Nov. 1995.

HAC, A. și GUO, L.: "A Scalable Mobile Host Protocol for the Internet", *Int'l J. of Network Mgmt*, vol. 10, pag. 115-134, Mai-Iunie, 2000.

HALL, E. și CERF, V.: *Internet Core Protocols: The Definitive Guide*, Sebastopol, CA: O'Reilly, 2000.

HAMMING, R.W.: "Error Detecting and Error Correcting Codes", *Bell System Tech. J.*, vol. 29, pag. 147-160, Aprilie 1950.

HANEGAN, K.: *Custom CGI Scripting with Perl*, New York: Wiley, 2001.

HARRIS, A.: *JavaScript Programming for the Absolute Beginner*, Premier Press, 2001.

HARTE, L., KELLOGG, S., DREHER, R. și SCHAFFNIT, T.: *The Comprehensive Guide to Wireless Technology*, Fuquay-Varina, NC: APDG Publishing, 2000.

HARTE, L., LEVINE, R. și KIKTA, R.: *3G Wireless Demystified*, New York: McGraw-Hill, 2002.

HAWLEY, G.T.: "Historical Perspectives on the U.S. Telephone System", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 29, pag. 24-28, Martie 1991.

HECHT, J.: "Understanding Fiber Optics", Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2001.

HEEGARD, C., COFFEY, J.T., GUMMADI, S., MURPHY, P.A., PROVENCIO, R., ROSSIN, E.J., SCHRUM, S. și SHOEMAKER, M.B.: "High-Performance Wireless Ethernet", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 39, pag. 64-73, Nov. 2001.

HELD, G.: *The Complete Modem Reference*, ediția a doua, New York: Wiley, 1994.

HELLMAN, M.E.: "A Cryptanalytic Time-Memory Tradeoff", *IEEE Trans. on Information Theor*y, vol. IT-26, pag. 401-406, Iulie 1980.

HILLS, A.: "Large-Scale Wireless LAN Design", *IEEE Commun. Magazin*e, vol. 39, pag. 98-104, Nov. 2001.

HOLZMANN, G.J.: *Design and Validation of Computer Protocol*s, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1991.

HU, Y. și LI, V.O.K.: "Satellite-Based Internet Access", *IEEE Commun. Magazin*e, vol. 39, pag. 155-162, Martie 2001.

HU, Y.-C. și JOHNSON, D.B.: "Implicit Source Routes for On-Demand Ad Hoc Network Routing", *Proc. ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking & Computing*, ACM, pag. 1-10, 2001.

HUANG, V. și ZHUANG, W.: "QoS-Oriented Access Control for 4G Mobile Multimedia CDMA Communications", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 40, pag. 118-125, Martie 2002.

HUBER, J.F., WEILER, D. și BRAND, H.: "UMTS, the Mobile Multimedia Vision for IMT-2000: A Focus on Standardization", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 129-136, Sept. 2000. nr u 0

HUI, J.: "A Broadband Packet Switch for Multi-rate Services", *Proc. Int'l Conf. on Commun*., IEEE, pag. 782-788, 1987.

HUITEMA, C.: *Routing in the Internet*, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1995.

HULL, S.: *Content Delivery Networks*, Berkeley, CA: Osborne/McGraw-Hill, 2002.

HUMBLET, P.A., RAMASWAMI, R. și SIVARAJAN, K.N.: "An Efficient Communication Protocol for High-Speed Packet-Switched Multichannel Networks", *Proc. SIGCOMM '92 Conf*., ACM, pag. 2-13, 1992.

HUNTER, D.K. și ANDONOVIC, I.: "Approaches to Optical Internet Packet Switching, " *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 116-122, Sept. 2000.

HUSTON, G.: "TCP in a Wireless World", *IEEE Internet Computing*, vol. 5, pag. 82-84, Martie-Aprilie, 2001.

IBE, O.C.: *Essentials of ATM Networks and Services*, Boston: Addison-Wesley, 1997.

IRMER, T.: "Shaping Future Telecommunications: The Challenge of Global Standardization, " *IEEE Commun. Magazine*, vol. 32, pag. 20-28, Ian. 1994.

IZZO, P.: *Gigabit Networks*, New York: Wiley, 2000.

JACOBSON, V.: "Congestion Avoidance and Control", *Proc. SIGCOMM '88 Conf*., ACM, pag. 314-329, 1988.

JAIN, R.: "Congestion Control and Traffic Management in ATM Networks: Recent Advances and a Survey", *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 27, Nov. 1995.

JAIN, R.: *FDDI Handbook—High-Speed Networking Using Fiber and Other Media*, Boston: Addison-Wesley, 1994.

JAIN, R.: "Congestion Control in Computer Networks: Issues and Trends", *IEEE Network Magazine*, vol. 4, pag. 24-30, Mai-Iunie 1990.

JAKOBSSON, M. și WETZEL, S.: "Security Weaknesses in Bluetooth", *Topics in Cryptology: CT-RSA 2001*, Berlin: Springer-Verlag LNCS 2020, pag. 176-191, 2001.

JOEL, A.: "Telecommunications and the IEEE Communications Society", *IEEE Commun. Magazine*, 50th Anniversary Issue, pag. 6-14 and 162-167, Mai 2002.

JOHANSSON, P., KAZANTZIDIS, M., KAPOOR, R. și GERLA, M.: "Bluetooth: An Enabler for Personal Area Networking", *IEEE Network Magazine*, vol. 15, pag. 28-37, Sept.-Oct 2001.

JOHNSON, D.B.: "Scalable Support for Transparent Mobile Host Internetworking", *Wireless Networks*, vol. 1, pag. 311-321, Oct. 1995.

JOHNSON, H.W.: *Fast Ethernet—Dawn of a New Network*, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1996.

JOHNSON, N.F. și JAJODA, S.: "Exploring Steganography: Seeing the Unseen", *Computer*, vol. 31, pag. 26-34, Feb. 1998.

KAHN, D.: "Cryptology Goes Public", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 18, pag. 19-28, Martie 1980.

KAHN, D.: *The Codebreakers*, ediția a doua, New York: Macmillan, 1995.

KAMOUN, F. și KLEINROCK, L.: "Stochastic Performance Evaluation of Hierarchical Routing for Large Networks", *Computer Networks*, vol. 3, pag. 337-353, Nov. 1979.

KAPP, S.: "802.11: Leaving the Wire Behind", *IEEE Internet Computing*, vol. 6, pag. 82- 85, Ian.-Feb. 2002.

KARN, P.: "MACA—A New Channel Access Protocol for Packet Radio", *ARRL/CRRL Amateur Radio Ninth Computer Networking Conf.*, pag. 134-140, 1990.

KARTALOPOULOS, S.: *Introduction to DWDM Technology: Data in a Rainbow*, New York, NY: IEEE Communications Society, 1999.

KASERA, S.K., HJALMTYSSON, G., TOWLSEY, D.F. și KUROSE, J.F.: "Scalable Reliable Multicast Using Multiple Multicast Channels", *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 8, pag. 294-310, 2000.

KATZ, D. și FORD, P.S.: "TUBA: Replacing IP with CLNP", *IEEE Network Magazine*, vol. 7, pag. 38-47, Mai-Iunie 1993.

KATZENBEISSER, S. și PETITCOLAS, F.A.P.: *Information Hiding Techniques for Steganography and Digital Watermarking*, London, Artech House, 2000.

KAUFMAN, C., PERLMAN, R. și SPECINER, M.: *Network Security*, ediția a doua, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 2002.

KELLERER, W., VOGEL, H.-J. și STEINBERG, K.-E.: "A Communication Gateway for Infrastructure-Independent 4G Wireless Access", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 40, pag. 126-131, Martie 2002.

KERCKHOFF, A.: "La Cryptographie Militaire", *J. des Sciences Militaires*, vol. 9, pag. 5- 38, Ian. 1883 și pag. 161-191, Feb. 1883.

KIM, J.B., SUDA, T. și YOSHIMURA, M.: "International Standardization of B-ISDN", *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 27, pag. 5-27, Oct. 1994.

KIPNIS, J.: "Beating the System: Abuses of the Standards Adoptions Process", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 102-105, Iulie 2000.

KLEINROCK, L.: "On Some Principles of Nomadic Computing and Multi-Access Communications, "*IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 46-50, Iulie 2000.

KLEINROCK, L. și TOBAGI, F.: "Random Access Techniques for Data Transmission over Packet-Switched Radio Channels", *Proc. Nat. Computer Conf*., pag. 187-201, 1975.

KRISHNAMURTHY, B. și REXFORD, J.: *Web Protocols and Practice*, Boston: Addison-Wesley, 2001.

KUMAR, V., KORPI, M. și SENGODAN, S.: *IP Telephony with H.323*, New York: Wiley, 2001.

KUROSE, J.F. și ROSS, K.W.: *Computer Networking: A Top-Down Approach Featuring the Internet*, Boston: Addison-Wesley, 2001.

KWOK, T.: "A Vision for Residential Broadband Service: ATM to the Home", *IEEE Network Magazine*, vol. 9, pag. 14-28, Sept.-Oct. 1995.

KYAS, O. și CRAWFORD, G.: *ATM Networks*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2002.

LAM, C.K.M. și TAN, B.C.Y.: "The Internet Is Changing the Music Industry", *Commun. of the ACM*, vol. 44, pag. 62-66, Aug. 2001.

LANSFORD, J., STEPHENS, A și NEVO, R.: "Wi-Fi (802.11b) and Bluetooth: Enabling Coexistence", *IEEE Network Magazine*, vol. 15, pag. 20-27, Sept.-Oct 2001.

LASH, D.A.: *The Web Wizard's Guide to Perl and CGI*, Boston: Addison-Wesley, 2002.

LAUBACH, M.E., FARBER, D.J. și DUKES, S.D.: *Delivering Internet Connections over Cable*, New York: Wiley, 2001.

LEE, J.S. și MILLER, L.E.: *CDMA Systems Engineering Handbook*, London: Artech House, 1998.

LEEPER, D.G.: "A Long-Term View of Short-Range Wireless", *Computer*, vol. 34, pag. 39-44, Iunie 2001.

LEINER, B.M., COLE, R., POSTEL, J. și MILLS, D.: "The DARPA Internet Protocol Suite", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 23, pag. 29-34, Martie 1985.

LEVINE, D.A. și AKYILDIZ, I.A.: "PROTON: A Media Access Control Protocol for Optical Networks with Star Topology", *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 3, pag. 158-168, Aprilie 1995.

LEVY, S.: "Crypto Rebels", *Wired*, pag. 54-61, Mai-Iunie 1993.

LI, J., BLAKE, C., DE COUTO, D.S.J., LEE, H.I. și MORRIS, R.: "Capacity of Ad Hoc Wireless Networks", *Proc. 7th Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking*, ACM, pag. 61-69, 2001.

LIN, F., CHU, P. și LIU, M.: "Protocol Verification Using Reachability Analysis: The State Space Explosion Problem and Relief Strategies", *Proc. SIGCOMM '87 Conf*., ACM, pag. 126-135, 1987.

LIN, Y.-D., HSU, N.-B. şi HWANG, R.-H.: "QoS Routing Granularity in MPLS Networks", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 40, pag. 58-65, Iunie 2002.

LISTANI, M., ERAMO, V. şi SABELLA, R.: "Architectural and Technological Issues for Future Optical Internet Networks", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 82-92, Sept. 2000.

LIU, C.L. şi LAYLAND, J.W.: "Scheduling Algorithms for Multiprogramming in a Hard Real-Time Environment", *Journal of the ACM*, vol. 20, pag. 46-61, Ian. 1973.

LIVINGSTON, D.: *Essential XML for Web Professionals*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2002.

LOSHIN, P.: *IPv6 Clearly Explained*, San Francisco: Morgan Kaufmann, 1999.

LOUIS, P.J.: *Broadband Crash Course*, New York: McGraw-Hill, 2002.

LU, W.: *Broadband Wireless Mobile: 3G and Beyond*, New York: Wiley, 2002.

MACEDONIA, M.R.: "Distributed File Sharing", *Computer*, vol. 33, pag. 99-101, 2000.

MADRUGA, E.L. şi GARCIA-LUNA-ACEVES, J.J.: "Scalable Multicasting: the Core-Assisted Mesh Protocol", *Mobile Networks and Applications*, vol. 6, pag. 151-165, Aprilie 2001.

MALHOTRA, R.: *IP Routin*g, Sebastopol, CA: O'Reilly, 2002.

MATSUI, M.: "Linear Cryptanalysis Method for DES Cipher", *Advances in Cryptology— Eurocrypt '93 Proceedings*, Berlin: Springer-Verlag LNCS 765, pag. 386-397, 1994.

MAUFER, T.A.: *IP Fundamentals*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 1999.

MAZIERES, D. şi KAASHOEK, M.F.: "The Design, Implementation, and Operation of an Email Pseudonym Server", *Proc. Fifth Conf. on Computer and Commun. Security*, ACM, pag. 27-36, 1998.

MAZIERES, D., KAMINSKY, M., KAASHOEK, M.F. şi WITCHEL, E.: "Separating Key Management from File System Security", *Proc. 17th Symp. on Operating Systems Prin*., ACM, pag. 124-139, Dec. 1999.

McFEDRIES, P: *Using JavaScrip*t, Indianapolis, IN: Que, 2001.

McKENNEY, P.E. şi DOVE, K.F.: "Efficient Demultiplexing of Incoming TCP Packets, " *Proc. SIGCOMM '92 Conf*., ACM, pag. 269-279, 1992.

MELTZER, K. şi MICHALSKI, B.: *Writing CGI Applications with Perl*, Boston: Addison-Wesley, 2001.

MENEZES, A.J. şi VANSTONE, S.A.: "Elliptic Curve Cryptosystems and Their Implementation, " *Journal of Cryptology*, vol. 6, pag. 209-224, 1993.

MERKLE, R.C.: "Fast Software Encryption Functions", *Advances in Cryptology— CRYPTO '90 Proceedings*, Berlin: Springer-Verlag LNCS 473, pag. 476-501, 1991.

MERKLE, R.C. şi HELLMAN, M.: "On the Security of Multiple Encryption", *Commun. of the AC*M, vol. 24, pag. 465-467, Iulie 1981.

MERKLE, R.C. și HELLMAN, M.: "Hiding and Signatures in Trapdoor Knapsacks", *IEEE Trans. on Information Theory*, vol. IT-24, pag. 525-530, Sept. 1978.

METCALFE, R.M.: "On Mobile Computing", *Byte*, vol. 20, p. 110, Sept. 1995.

METCALFE, R.M.: "Computer/Network Interface Design: Lessons from Arpanet and Ethernet, " *IEEE Journal on Selected Areas in Commun*., vol. 11, pag. 173-179, Feb. 1993.

METCALFE, R.M. și BOGGS, D.R.: "Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks", *Commun. of the ACM*, vol. 19, pag. 395-404, Iulie 1976.

METZ, C: "Interconnecting ISP Networks", *IEEE Internet Computing*, vol. 5, pag. 74-80, Martie-Aprilie 2001.

METZ, C.: "Differentiated Services", *IEEE Multimedia Magazine*, vol. 7, pag. 84-90, Iulie-Sept. 2000.

METZ, C.: "IP Routers: New Tool for Gigabit Networking", *IEEE Internet Computing*, vol. 2, pag. 14-18, Nov.-Dec. 1998.

MILLER, B.A. și BISDIKIAN, C.,: *Bluetooth Revealed*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2001.

MILLER, P. și CUMMINS, M.: *LAN Technologies Explained*, Woburn, MA: Butterworth-Heinemann, 2000.

MINOLI, D.: *Video Dialtone Technology*, New York: McGraw-Hill, 1995.

MINOLI, D. și VITELLA, M.: *ATM & Cell Relay for Corporate Environments*, New York: McGraw-Hill, 1994.

MISHRA, P.P. și KANAKIA, H.: "A Hop by Hop Rate-Based Congestion Control Scheme", *Proc. SIGCOMM '92 Conf*., ACM, pag. 112-123, 1992.

MISRA, A., DAS, S., DUTTA, A., McAULEY, A. și DAS, S.: "IDMP-Based Fast Handoffs and Paging in IP-Based 4G Mobile Networks", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 40, pag. 138-145, Martie 2002.

MOGUL, J.C.: "IP Network Performance", in *Internet System Handbook*, Lynch, D.C. and Rose, M.T. (eds.), Boston: Addison-Wesley, pag. 575-675, 1993.

MOK, A.K. și WARD, S.A.: "Distributed Broadcast Channel Access", *Computer Networks*, vol. 3, pag. 327-335, Nov. 1979.

MOY, J.: "Multicast Routing Extensions", *Commun. of the ACM*, vol. 37, pag. 61-66, Aug. 1994.

MULLINS, J.: "Making Unbreakable Code", *IEEE Spectrum*, pag. 40-45, Mai 2002.

NAGLE, J.: "On Packet Switches with Infinite Storage", *IEEE Trans. on Commun*., vol. COM-35, pag. 435-438, Aprilie 1987.

NAGLE, J.: "Congestion Control in TCP/IP Internetworks", *Computer Commun. Rev*., vol. 14, pag. 11-17, Oct. 1984.

NARAYANASWAMI, C., KAMIJOH, N., RAGHUNATH, M., INOUE, T., CIPOLLA, T., SANFORD, J., SCHLIG, E., VENTKITESWARAN, S., GUNIGUNTALA, D., KUL-KARNI, V. și YAMAZAKI, K.: "IBM's Linux Watch: The Challenge of Miniaturization", *Computer*, vol. 35, pag. 33-41, Ian. 2002.

NAUGHTON, J.: "A Brief History of the Future", Woodstock, NY: Overlook Press, 2000.

NEEDHAM, R.M. și SCHROEDER, M.D.: "Authentication Revisited", *Operating Systems Rev*., vol. 21, p. 7, Ian. 1987.

NEEDHAM, R.M. și SCHROEDER, M.D.: "Using Encryption for Authentication in Large Networks of Computers", *Commun. of the ACM*, vol. 21, pag. 993-999, Dec. 1978.

NELAKUDITI, S. și ZHANG, Z.-L.: "A Localized Adaptive Proportioning Approach to QoS Routing", *IEEE Commun. Magazine* vol. 40, pag. 66-71, Iunie 2002.

NEMETH, E., SNYDER, G., SEEBASS, S. și HEIN, T.R.: *UNIX System Administration Handbook*, ediția a treia, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 2000.

NICHOLS, R.K. și LEKKAS, P.C.: *Wireless Security*, New York: McGraw-Hill, 2002.

NIST: "Secure Hash Algorithm", U.S. Government Federal Information Processing Standard 180, 1993.

O'HARA, B. și PETRICK, A.: *802.11 Handbook: A Designer's Companion*, New York: IEEE Press, 1999.

OTWAY, D. și REES, O.: "Efficient and Timely Mutual Authentication", *Operating Systems Rev*., pag. 8-10, Ian. 1987.

OVADIA, S.: *Broadband Cable TV Access Networks: from Technologies to Applications*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2001.

PALAIS, J.C.: *Fiber Optic Commun*., ediția a treia, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1992.

PAN, D.: "A Tutorial on MPEG/Audio Compression", *IEEE Multimedia Magazine*, vol. 2, pag.60-74, Summer 1995.

PANDYA, R.: "Emerging Mobile and Personal Communication Systems", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 33, pag. 44-52, Iunie 1995.

PARAMESWARAN, M., SUSARLA, A. și WHINSTON, A.B.: "P2P Networking: An Information-Sharing Alternative", *Computer*, vol. 34, pag. 31-38, Iulie 2001.

PARK, J.S. și SANDHU, R.: "Secure Cookies on the Web", *IEEE Internet Computing*, vol. 4, pag. 36-44, Iulie-Aug. 2000.

PARTRIDGE, C., HUGHES, J. și STONE, J.: "Performance of Checksums and CRCs over Real Data", *Proc. SIGCOMM '95 Conf*., ACM, pag. 68-76, 1995.

PAXSON, V.: "Growth Trends in Wide-Area TCP Connections", *IEEE Network Magazine*, vol. 8, pag. 8-17, Iulie-Aug. 1994.

PAXSON, V. și FLOYD, S.: "Wide-Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling", *Proc. SIGCOMM '94 Conf*., ACM, pag. 257-268, 1995.

PEPELNJAK, I. și GUICHARD, J.: *MPLS and VPN Architectures*, Indianapolis, IN: Cisco Press, 2001.

PERKINS, C.E.: *RTP: Audio and Video for the Internet*, Boston: Addison-Wesley, 2002.

PERKINS, C.E. (ed.): *Ad Hoc Networkin*g, Boston: Addison-Wesley, 2001.

PERKINS, C.E.: *Mobile IP Design Principles and Practices*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 1998a.

PERKINS, C.E.: "Mobile Networking in the Internet", *Mobile Networks and Applications*, vol. 3, pag. 319-334, 1998b.

PERKINS, C.E.: "Mobile Networking through Mobile IP", *IEEE Internet Computing*, vol. 2, pag. 58-69, Ian.-Feb. 1998c.

PERKINS, C.E. și ROYER, E.: "The Ad Hoc On-Demand Distance-Vector Protocol", in *Ad Hoc Networkin*g, edited by C. Perkins, Boston: Addison-Wesley, 2001.

PERKINS, C.E. și ROYER, E.: "Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing", *Proc. Second Ann. IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, IEEE, pag. 90-100, 1999.

PERLMAN, R.: *Interconnections*, ediția a doua, Boston: Addison-Wesley, 2000.

PERLMAN, R.: *Network Layer Protocols with Byzantine Robustness*, Ph.D. thesis, M.I.T., 1988.

PERLMAN, R. și KAUFMAN, C.: "Key Exchange in IPsec", *IEEE Internet Computing*, vol. 4, pag. 50-56, Nov.-Dec. 2000.

PETERSON, L.L. și DAVIE, B.S.: *Computer Networks: A Systems Approach*, San Francisco: Morgan Kaufmann, 2000.

PETERSON, W.W. și BROWN, D.T.: "Cyclic Codes for Error Detection", *Proc. IRE*, vol. 49, pag. 228-235, Ian. 1961.

PICKHOLTZ, R.L., SCHILLING, D.L. și MILSTEIN, L.B.: "Theory of Spread Spectrum Communication—A Tutorial", *IEEE Trans. on Commun*., vol. COM-30, pag. 855-884, Mai 1982.

PIERRE, G., KUZ, I., VAN STEEN, M., TANENBAUM, A.S.: "Differentiated Strategies for Replicating Web Documents", *Computer Commun*., vol. 24, pag. 232-240, Feb. 2001.

PIERRE, G., VAN STEEN, M. și TANENBAUM, A.S.: "Dynamically Selecting Optimal Distribution Strategies for Web Documents", *IEEE Trans. on Computers*, vol. 51, Iunie 2002.

PISCITELLO, D.M. și CHAPIN, A.L.: *Open Systems Networking: TCP/IP and OSI*, Boston: Addison-Wesley, 1993.

PITT, D.A.: "Bridging—The Double Standard", *IEEE Network Magazine*, vol. 2, pag. 94- 95, Ian. 1988.

PIVA, A., BARTOLINI, F. și BARNI, M.: "Managing Copyrights in Open Networks", *IEEE Internet Computing*, vol. 6, pag. 18-26, Mai-Iunie 2002.

POHLMANN, N.: *Firewall Systems*, Bonn, Germany: MITP-Verlag, 2001.

PUZMANOVA, R.: *Routing and Switching: Time of Convergence*?, London: Addison-Wesley, 2002.

RABINOVICH, M. și SPATSCHECK, O,: *Web Caching and Replication*, Boston: Addison-Wesley, 2002.

RAJU, J. și GARCIA-LUNA-ACEVES, J.J.: "Scenario-based Comparison of Source-Tracing and Dynamic Source Routing Protocols for Ad-Hoc Networks", *ACM Computer Communications Review*, vol. 31, October 2001.

RAMANATHAN, R. și REDI, J.: "A Brief Overview of Ad Hoc Networks: Challenges and Directions", *IEEE Commun. Magazine*, 50th Anniversary Issue, pag. 20-22, Mai 2002.

RATNASAMY, S., FRANCIS, P., HANDLEY, M., KARP, R. și SHENKER, S.: "A Scalable Content-Addressable Network", *Proc. SIGCOMM '01 Conf*., ACM, pag. 1161- 1172, 2001.

RIVEST, R.L.: "The MD5 Message-Digest Algorithm", RFC 1320, Aprilie 1992.

RIVEST, R.L. și SHAMIR, A.: "How to Expose an Eavesdropper", *Commun. of the ACM*, vol. 27, pag. 393-395, Aprilie 1984.

RIVEST, R.L., SHAMIR, A. și ADLEMAN, L.: "On a Method for Obtaining Digital Signatures and Public Key Cryptosystems", *Commun. of the ACM*, vol. 21, pag. 120-126, Feb. 1978.

ROBERTS, L.G.: "Dynamic Allocation of Satellite Capacity through Packet Reservation", *Proc. NCC*, AFIPS, pag. 711-716, 1973.

ROBERTS, L.G.: "Extensions of Packet Communication Technology to a Hand Held Personal Terminal", *Proc. Spring Joint Computer Conference*, AFIPS, pag. 295-298, 1972.

ROBERTS, L.G.: "Multiple Computer Networks and Intercomputer Communication", *Proc. First Symp. on Operating Systems Prin*., ACM, 1967.

ROSE, M.T.: *The Simple Book*, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1994.

ROSE, M.T.: *The Internet Message*, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1993.

ROSE, M.T. și MCCLOGHRIE, K.: *How to Manage Your Network Using SNMP*, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1995.

ROWSTRON, A. și DRUSCHEL, P.: "Storage Management and Caching in PAST, a Large-Scale, Persistent Peer-to-Peer Storage Utility", *Proc. 18th Symp. on Operating Systems Prin*., ACM, pag. 188-201, 2001a.

ROWSTRON, A. și DRUSCHEL, P.: "Pastry: Scalable, Distributed Object Location and Routing for Large-Scale Peer-to-Peer Storage Utility", *Proc. 18th Int'l Conf. on Distributed Systems Platforms*, ACM/IFIP, 2001b.

ROYER, E.M. și TOH, C.-K.: "A Review of Current Routing Protocols for Ad-Hoc Mobile Wireless Networks", *IEEE Personal Commun. Magazine*, vol. 6, pag. 46-55, Aprilie 1999.

RUIZ-SANCHEZ, M.A., BIERSACK, E.W. și DABBOUS, W.: "Survey and Taxonomy of IP Address Lookup Algorithms", *IEEE Network Magazine*, vol. 15, pag. 8-23, Martie-Aprilie 2001.

SAIRAM, K.V.S.S.S.S., GUNASEKARAN, N. și REDDY, S.R.: "Bluetooth in Wireless Communication", *IEEE Commun. Mag*., vol. 40, pag. 90-96, Iunie 2002.

SALTZER, J.H., REED, D.P. și CLARK, D.D.: "End-to-End Arguments in System Design", *ACM Trans. on Computer Systems*, vol. 2, pag. 277-288, Nov. 1984.

SANDERSON, D.W. și DOUGHERTY, D.: *Smileys*, Sebastopol, CA: O'Reilly, 1993.

SARI, H., VANHAVERBEKE, F. și MOENECLAEY, M.: "Extending the Capacity of Multiple Access Channels", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 74-82, Ian. 2000.

SARIKAYA, B.: "Packet Mode in Wireless Networks: Overview of Transition to Third Generation", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 164-172, Sept. 2000.

SCHNEIER, B.: *Secrets and Lies*, New York: Wiley, 2000.

SCHNEIER, B.: *Applied Cryptography*, ediția a doua, New York: Wiley, 1996.

SCHNEIER, B.: *E-Mail Security*, New York: Wiley, 1995.

SCHNEIER, B.: "Description of a New Variable-Length Key, 64-Bit Block Cipher [Blowfish]", *Proc. of the Cambridge Security Workshop*, Berlin: Springer-Verlag LNCS 809, pag. 191-204, 1994.

SCHNORR, C.P.: "Efficient Signature Generation for Smart Cards", *Journal of Cryptology*, vol. 4, pag. 161-174, 1991.

SCHOLTZ, R.A.: "The Origins of Spread-Spectrum Communications", *IEEE Trans. on Commun*., vol. COM-30, pag. 822-854, Mai 1982.

SCOTT, R.: "Wide Open Encryption Design Offers Flexible Implementations", *Cryptologia*, vol. 9, pag. 75-90, Ian. 1985.

SEIFERT, R.: *The Switch Book*, Boston: Addison-Wesley, 2000.

SEIFERT, R.: *Gigabit Ethernet*, Boston: Addison-Wesley, 1998.

SENN, J.A.: "The Emergence of M-Commerce", *Computer*, vol. 33, pag. 148-150, Dec. 2000.

SERJANTOV, A.: "Anonymizing Censorship Resistant Systems", *Proc. First Int'l Workshop on Peer-to-Peer Systems*, Berlin: Springer-Verlag LNCS, 2002.

SEVERANCE, C.: "IEEE 802.11: Wireless Is Coming Home", *Computer*, vol. 32, pag. 126-127, Nov. 1999.

SHAHABI, C., ZIMMERMANN, R., FU, K. și YAO, S.-Y.D.: "YIMA: A Second-Generation Continuous Media Server", *Computer*, vol. 35, pag. 56-64, Iunie 2002.

SHANNON, C.: "A Mathematical Theory of Communication", *Bell System Tech. J*., vol. 27, pag. 379-423, Iulie 1948; și pag. 623-656, Oct. 1948.

SHEPARD, S.: *SONET/SDH Demystified*, New York: McGraw-Hill, 2001.

SHREEDHAR, M. și VARGHESE, G.: "Efficient Fair Queueing Using Deficit Round Robin", *Proc. SIGCOMM '95 Conf.*, ACM, pag. 231-243, 1995.

SKOUDIS, E.: *Counter Hack*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2002.

SMITH, D.K. și ALEXANDER, R.C.: *Fumbling the Future*, New York: William Morrow, 1988.

SMITH, R.W.: *Broadband Internet Connections*, Boston: Addison Wesley, 2002.

SNOEREN, A.C. și BALAKRISHNAN, H.: "An End-to-End Approach to Host Mobility, " *Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking* , ACM, pag. 155-166, 2000.

SOBEL, D.L.: "Will Carnivore Devour Online Privacy", *Computer*, vol. 34, pag. 87-88, Mai 2001.

SOLOMON, J.D.: *Mobile IP: The Internet Unplugged*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 1998.

SPOHN, M. și GARCIA-LUNA-ACEVES, J.J.: "Neighborhood Aware Source Routing", *Proc. ACM MobiHoc 2001*, ACM, pag. 2001.

SPURGEON, C.E.: *Ethernet: The Definitive Guide*, Sebastopol, CA: O'Reilly, 2000.

STALLINGS, W.: *Data and Computer Communications*, ediția a șasea, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2000.

STEINMETZ, R. și NAHRSTEDT, K.: *Multimedia Fundamentals. Vol. 1: Media Coding and Content Processing*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2002.

STEINMETZ, R. și NAHRSTEDT, K.: *Multimedia Fundamentals. Vol. 2: Media Processing and Communications*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2003a.

STEINMETZ, R. și NAHRSTEDT, K.: *Multimedia Fundamentals. Vol. 3: Documents, Security, and Applications*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2003b.

STEINER, J.G., NEUMAN, B.C. și SCHILLER, J.I.: "Kerberos: An Authentication Service for Open Network Systems", *Proc. Winter USENIX Conf.*, USENIX, pag. 191- 201, 1988.

STEVENS, W.R.: *UNIX Network Programming, Volume 1: Networking APIs - Sockets and XTI*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 1997.

STEVENS, W.R.: *TCP/IP Illustrated*, Vol. 1, Boston: Addison-Wesley, 1994.

STEWART, R. și METZ, C.: "SCTP: New Transport Protocol for TCP/IP", *IEEE Internet Computing*, vol. 5, pag. 64-69, Nov.-Dec. 2001.

STINSON, D.R.: *Cryptography Theory and Practice*, ediția a doua, Boca Raton, FL: CRC Press, 2002.

STOICA, I., MORRIS, R., KARGER, D., KAASHOEK, M.F. și BALAKRISHNAN, H.: "Chord: A Scalable Peer-to-Peer Lookup Service for Internet Applications", *Proc. SIGCOMM '01 Conf.*, ACM, pag. 149-160, 2001.

STRIEGEL, A. și MANIMARAN, G.: "A Survey of QoS Multicasting Issues", *IEEE Commun. Mag*., vol. 40, pag. 82-87, Iunie 2002.

STUBBLEFIELD, A., IOANNIDIS, J. și RUBIN, A.D.: "Using the Fluhrer, Mantin și Shamir Attack to Break WEP", *Proc Network and Distributed Systems Security Symp*., ISOC, pag. 1-11, 2002.

SUMMERS, C.K.: *ADSL: Standards, Implementation, and Architecture*, Boca Raton, FL: CRC Press, 1999.

SUNSHINE, C.A. și DALAL, Y.K.: "Connection Management in Transport Protocols", *Computer Networks*, vol. 2, pag. 454-473, 1978.

TANENBAUM, A.S.: *Modern Operating Systems*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2001.

TANENBAUM, A.S. și VAN STEEN, M.: *Distributed Systems: Principles and Paradigms*, Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2002.

TEGER, S. și WAKS, D.J.: "End-User Perspectives on Home Networking", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 40, pag. 114-119, Aprilie 2002.

THYAGARAJAN, A.S. și DEERING, S.E.: "Hierarchical Distance-Vector Multicast Routing for the MBone", *Proc. SIGCOMM '95 Conf*., ACM, pag. 60-66, 1995.

TITTEL, E., VALENTINE, C., BURMEISTER, M. și DYKES, L.: *Mastering XHTML*, Alameda, CA: Sybex, 2001.

TOKORO, M. și TAMARU, K.: "Acknowledging Ethernet", *Compcon*, IEEE, pag. 320-325, Fall 1977.

TOMLINSON, R.S.: "Selecting Sequence Numbers", *Proc. SIGCOMM/SIGOPS Interprocess Commun. Workshop*, ACM, pag. 11-23, 1975.

TSENG, Y.-C., WU, S.-L., LIAO, W.-H. și CHAO, C.-M.: "Location Awareness in Ad Hoc Wireless Mobile Networks", *Computer*, vol. 34, pag. 46-51, 2001.

TUCHMAN, W.: "Hellman Presents No Shortcut Solutions to DES", *IEEE Spectrum*, vol. 16, pag. 40-41, Iulie 1979.

TURNER, J.S.: "New Directions in Communications (or Which Way to the Information Age)", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 24, pag. 8-15, Oct. 1986.

VACCA, J.R.: *I-Mode Crash Course*, New York: McGraw-Hill, 2002.

VALADE, J.,: *PHP & MySQL for Dummies*, New York: Hungry Minds, 2002.

VARGHESE, G. și LAUCK, T.: "Hashed and Hierarchical Timing Wheels: Data Structures for the Efficient Implementation of a Timer Facility", *Proc. 11th Symp. on Operating Systems Prin*., ACM, pag. 25-38, 1987.

VARSHNEY, U., SNOW, A., MCGIVERN, M. și HOWARD, C.: "Voice over IP", *Commun. of the ACM*, vol. 45, pag. 89-96, 2002.

VARSHNEY, U. și VETTER, R.: "Emerging Mobile and Wireless Networks", *Commun. of the ACM*, vol. 43, pag. 73-81, Iunie 2000.

VETTER, P., GODERIS, D., VERPOOTEN, L. și GRANGER, A.: "Systems Aspects of APON/VDSL Deployment", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 38, pag. 66-72, Mai 2000.

WADDINGTON, D.G. și CHANG, F.: "Realizing the Transition to IPv6", *IEEE Commun. Mag*., vol. 40, pag. 138-148, Iunie 2002.

WALDMAN, M., RUBIN, A.D. și CRANOR, L.F.: "Publius: A Robust, Tamper-Evident, Censorship-Resistant, Web Publishing System", *Proc. Ninth USENIX Security Symp*., USENIX, pag. 59-72, 2000.

WANG, Y. și CHEN, W.: "Supporting IP Multicast for Mobile Hosts", *Mobile Networks and Applications*, vol. 6, pag. 57-66, Ian.-Feb. 2001.

WANG, Z.: *Internet QoS*, San Francisco: Morgan Kaufmann, 2001.

WARNEKE, B., LAST, M., LIEBOWITZ, B. și PISTER, K.S.J.: "Smart Dust: Communicating with a Cubic Millimeter Computer", *Compute*r, vol. 34, pag. 44-51, Ian. 2001.

WAYNER, P.: *Disappearing Cryptography: Information Hiding, Steganography, and Watermarking*, ediția a doua, San Francisco: Morgan Kaufmann, 2002.

WEBB, W.: "Broadband Fixed Wireless Access as a Key Component of the Future Integrated Communications Environment", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 39, pag. 115-121, Sept. 2001.

WEISER, M.: "Whatever Happened to the Next Generation Internet?", *Commun. of the AC*M, vol. 44, pag. 61-68, Sept. 2001.

WELTMAN, R. și DAHBURA, T.: *LDAP Programming with Java*, Boston: Addison-Wesley, 2000.

WESSELS, D.: *Web Caching*, Sebastopol, CA: O'Reilly, 2001.

WETTEROTH, D.: *OSI Reference Model for Telecommunications*, New York: McGraw-Hill, 2001.

WILJAKKA, J.: "Transition to Ipv6 in GPRS and WCDMA Mobile Networks", *IEEE Commun. Magazine*, vol. 40, pag. 134-140, Aprilie 2002.

WILLIAMSON, H.: *XML: The Complete Reference*, New York: McGraw-Hill, 2001.

WILLINGER, W., TAQQU, M.S., SHERMAN, R. și WILSON, D.V.: "Self-Similarity through High Variability: Statistical Analysis of Ethernet LAN Traffic at the Source Level", *Proc. SIGCOMM '95 Conf*., ACM, pag. 100-113, 1995.

WRIGHT, D.J.: *Voice over Packet Networks*, New York: Wiley, 2001.

WYLIE, J., BIGRIGG, M.W., STRUNK, J.D., GANGER, G.R., KILICCOTE, H. și KHOSLA, P.K.: "Survivable Information Storage Systems", *Computer*, vol. 33, pag. 61-68, Aug. 2000.

XYLOMENOS, G., POLYZOS, G.C., MAHONEN, P. și SAARANEN, M.: "TCP Performance Issues over Wireless Links" , *IEEE Commun. Magazine*, vol. 39, pag. 52-58, Aprilie 2001.

YANG, C.-Q. și REDDY, A.V.S.: "A Taxonomy for Congestion Control Algorithms in Packet Switching Networks", *IEEE Network Magazine*, vol. 9, pag. 34-45, Iulie-Aug. 1995.

YUVAL, G.: "How to Swindle Rabin", *Cryptologia*, vol. 3, pag. 187-190, Iulie 1979.

ZACKS, M.: "Antiterrorist Legislation Expands Electronic Snooping", *IEEE Internet Computing*, vol. 5, pag. 8-9, Nov.-Dec. 2001.

ZADEH, A.N., JABBARI, B., PICKHOLTZ, R. și VOJCIC, B.: "Self-Organizing Packet Radio Ad Hoc Networks with Overlay (SOPRANO)", *IEEE Commun. Mag*., vol. 40, pag. 149-157, Iunie 2002.

ZHANG, L.: "Comparison of Two Bridge Routing Approaches", *IEEE Network Magazine*, vol. 2, pag. 44-48, Ian.-Feb. 1988.

ZHANG, L.: "RSVP: A New Resource ReSerVation Protocol", *IEEE Network Magazine*, vol. 7, pag. 8-18, Sept.-Oct. 1993.

ZHANG, Y. și RYU, B.: "Mobile and Multicast IP Services in PACS: System Architecture, Prototype, and Performance", *Mobile Networks and Applications*, vol. 6, pag. 81- 94, Ian.-Feb. 2001.

ZIMMERMANN, P.R.: *The Official PGP User's Guide*, Cambridge, MA: M.I.T. Press, 1995a.

ZIMMERMANN, P.R.: *PGP: Source Code and Internals*, Cambridge, MA: M.I.T. Press, 1995b.

ZIPF, G.K.: *Human Behavior and the Principle of Least Effort: An Introduction to Human Ecology*, Boston: Addison-Wesley, 1949.

ZIV, J. și LEMPEL, Z.: "A Universal Algorithm for Sequential Data Compression", *IEEE Trans. on Information Theory*, vol. IT-23, pag. 337-343, Mai 1977.

INDEX

J

K

L

M

N

O

P

Q

R

S

T

U

V

W

X

DESPRE AUTOR

Andrew S. Tanenbaum este absolvent al M.I.T. și a obținut titlul de doctor la University of California din Berkeley. În acest moment este profesor la Vrije Universiteit din Amsterdam, Olanda, unde este conducător al grupului care se ocupă de sistemele de calculatoare (Computer Systems Group). De asemenea, este decan al Școlii Avansate de Calculatoare și Prelucrarea Imaginilor (Advanced School for Computing and Imaging), un institut de învățământ interuniversitar care se ocupă cu studiul sistemelor paralele, distribuite și de prelucrare a imaginilor avansate. Cu toate acestea, el încearcă din răsputeri să evite să devină un birocrat.

În trecut, a efectuat cercetări în domeniul compilatoarelor, al sistemelor de operare, al rețelelor și al sistemelor distribuite locale. Domeniul în care efectuează acum cercetări este cel al sistemelor distribuite globale care pot fi scalate până la un miliard de utilizatori. Aceste cercetări, efectuate împreună cu prof. Maarten van Steen sunt prezentate la *www.cs.vu.nl/globe***.** Împreună, toate aceste proiecte de cercetare au dus la scrierea a peste 100 de articole publicate în diverse reviste sau prezentate la diferite conferințe și la scrierea a cinci cărți.

Prof. Tanenbaum a creat, de asemenea, numeroase produse software. A fost principalul arhitect al produsului Amsterdam Compiler Kit, un set de unelte folosit pe scară largă pentru scrierea de compilatoare portabile. De asemenea, este creatorul sistemului de operare MINIX, o clonă UNIX destinată utilizării la orele de laborator ale studenților. Acest sistem de operare a fost sursa de inspirație și baza sistemului de operare LINUX. Împreună cu doctoranzii săi și cu mai mulți programatori, a contribuit la proiectarea sistemului de operare distribuit Amoeba, un sistem foarte performant bazat pe un micronucleu. MINIX și Amoeba sunt acum disponibile gratuit pe Internet.

Doctoranzii săi și-au urmat drumul spre glorie după obținerea titlurilor de doctori. E foarte mândru de ei. În această privință, el se aseamănă cu o cloșcă.

Prof. Tanenbaum este membru ACM, IEEE, precum și al Academiei Regale de Arte și Științe din Olanda (Royal Netherlands Academy of Arts and Sciences). De-a lungul timpului a obținut numeroase distincții: ACM Karl V. Karlstrom Outstanding Educator Award în 1994, ACM/SIGCSE Award for Outstanding Contributions to Computer Science Education în 1997 și Texty în 2002. Aceasta din urmă este acordată pentru excelență în scrierea cărților. De asemenea, numele său și o scurtă prezentare apare în cartea *Who's Who in the World*. Pagina sa Web este disponibilă la adresa *http://www.cs.vu.nl/~ast/*.