

# IV

## RUTAREA PACHETELOR

### IV.1 PROTOCOALE DE RUTARE

Protocoalele de rutare stabilesc mecanismul prin care routerele obțin informațiile referitoare la starea și topologia rețelei (de exemplu, RIP - *Routing Information Protocol*; IGRP - *Internal Gateway Routing Protocol*; EGRP - *Enhanced IGRP*; OSPF - *Open Shortest Path First*, BGP – *Border Gateway Protocol*, EGP – *External Gateway Protocol*, DVMRP – *Distance Vector Multicast Routing Protocol* și altele).

Aceste protocoale permit actualizarea tabelului de rutare al fiecărui router și transmisia informațiilor referitoare la modificările survenite în acesta către routerele învecinate.

Clasificarea protocoalelor de rutare se poate face pe baza criteriului de deducere a rutei optime:

1. **vectori de distanță** (ex. RIP; IGRP, DVMRP);
2. **starea legăturii** (OSPF);
3. **combinații între vectorii de distanță și starea legăturii** (protocoale hibride, de exemplu, EGRP).

O altă clasificare a protocoalelor de rutare se face în funcție de aria de acoperire a acestora relativ la sistemul deservit (internă, externă, de graniță).

Dacă rețeaua WAN este divizată în mai multe sisteme autonome (AS - *Autonomous System*), atunci comunicația dintre routerele din interiorul acestora se face cu **protocoale de rutare interne** (de exemplu, RIP, IGRP) iar între routerele care asigură comunicația dintre sistemele autonome se utilizează **protocoale de rutare externe** (de exemplu, EGP, BGP) (Fig.IV.1).

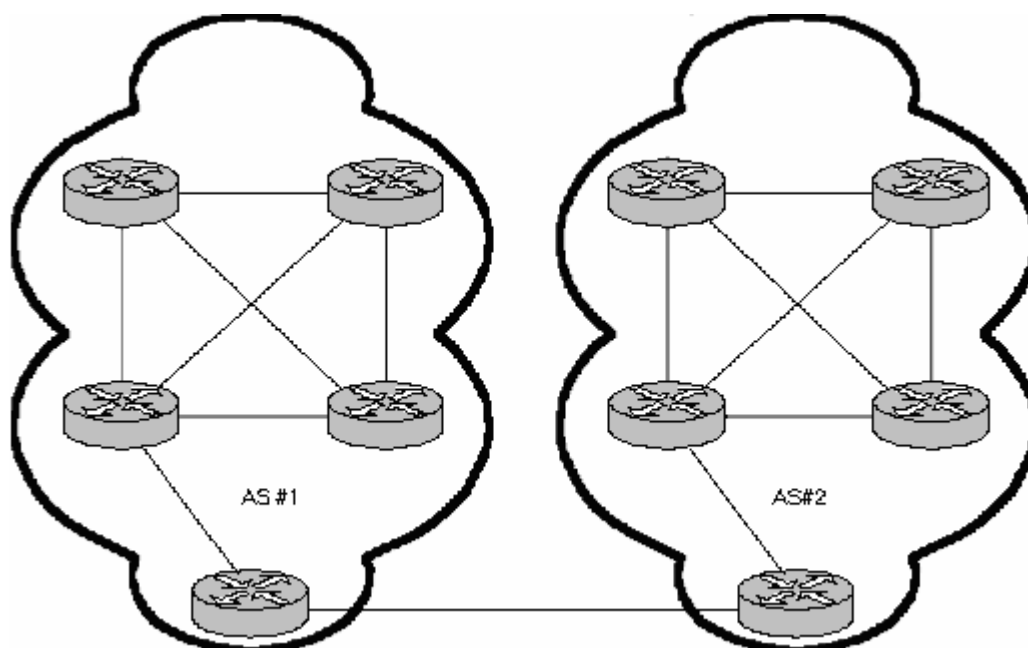


Fig. IV.1 Interconectarea sistemelor autonome cu routere

Protocoalele de rutare se pot clasifica și în funcție de algoritmi aplicați pentru stabilirea rutelor. **Protocoalele neadaptive** sau de **rutare statică** folosesc anumite rute calculate pe baza unor informații referitoare la topologia rețelei, obținute pe baza unor pachete de test premergător comunicațiilor propriu-zise din rețea. **Protocoalele adaptive** sau de **rutare dinamică (centralizată, izolată sau distribuită)** folosesc informații actualizate despre rețea ceea ce permite adaptarea rutelor la condițiile reale de transmisie. Aceste informații se pot obține în mod centralizat sau global pentru întreaga rețea, izolat numai de la routerele vecine sau distribuit, de la un grup de routere care rulează același protocol de rutare.

Algoritmi de rutare conlucrează cu cei de control al congestiilor din rețea, precum și cu mecanismele de interconectare a rețelelor bazate pe suite de protocoale diferite (*internetworking*), care realizează schimbarea formatelor pachetelor la trecerea dintr-o rețea în alta.

### IV.1.1 PROTOCOALE DE RUTARE CU VECTORI DE DISTANȚĂ

Protocoloalele de rutare cu vectori de distanță impun transmisia periodică către toate routerele învecinate a informațiilor de rutare utilizate de un router. Astfel se reactualizează bazele de date care conțin informațiile referitoare la topologia rețelei.

Fiind un proces de tip "pas-cu-pas" (*step-by-step*), rutarea cu vectori de distanță nu asigură o cunoaștere exactă a topologiei rețelei iar reactualizarea tabelor de rutare se face relativ lent.

Modificările topologiei sau stării conexiunilor rețelei sunt cunoscute cu întârziere și există riscul ca anumite decizii de rutare să fie bazate pe informații depreciate ceea ce ar conduce la întârzieri de transmisie, blocaje de trafic sau pierderi de pachete.

Un router bazat pe protocolul **RIPv1** (*Routing Information Protocol version 1*) transmite prin broadcast, la fiecare 30 secunde, un mesaj de înștiințare (*hello*) către toate routerele adiacente din WAN, specificând pentru fiecare rețea de destinație, distanța până la aceasta ca număr de hopuri (de exemplu, maxim 15). Astfel tabelele de rutare sunt reactualizate. Protocolul nu lucrează la nivel de subrețele. Pachetele IP transmise își decrementează timpul de viață la trecerea printr-un router urmând să fie distruse atunci când timpul pentru transfer expiră. RIPv1 este considerat protocol de rutare statică.

Protocolul **RIPv2** (RFC 1723), permite aplicarea măștilor de subrețea și includerea subrețelelor în tabelul de rutare. Acest protocol dinamic poate fi utilizat și în interiorul LAN-ului pentru interconectarea subrețelelor folosind un router intern deci este de tip IGRP (*Internal Gateway Routing Protocol*).

Protocolul **DVMRP** (*Distance Vector Multicast Routing Protocol*) este orientat pe ariile de acoperire ale routerelor ceea ce presupune că modificările intervenite în tabelele de rutare sunt comunicate prin multicast numai routerelor din aria respectivă. După expirarea timpului de viață, anumite linii din tabelul de rutare sunt eliminate. Protocolul poate fi aplicat pe subrețele. Fiind un protocol bazat pe vectori de distanțe, nu evită blocajele de trafic. Vectorii de distanță sunt calculați pe diferite grafuri de rețea, cu metrici diverse (întârziere de transmisie, siguranță, costuri, distanțe fizice, lățime de bandă etc) ceea ce permite deducerea rutei optime în funcție de opțiunile exprimate în pachetele de date.

Uneori volumul informațiilor de rutare poate fi relativ mare și este eficientă gruparea rutelor corespunzătoare diferitelor adrese de destinație în entități mai mari, prin procedeul CIDR (*Classless Interdomain Routing*), pentru reducerea dimensiunilor tabelelor de rutare și a timpului de accesare a informațiilor conținute de acestea.

## IV.1.2 PROTOCOALE DE RUTARE BAZATE PE STAREA LEGĂTURII

Protocoloalele de rutare care utilizează starea legăturii mențin la nivelul fiecărui router o bază de date complexă, cu informații despre toate routerele din rețea, nu numai despre cele învecinate.

Pe baza grafului rețelei, se aplică algoritmul de deducere a căii minime și se stabilește ruta optimă pentru fiecare rețea de destinație. În cazul schimbării topologiei rețelei, actualizarea tabelor de rutare se face relativ rapid.

Protocolul de rutare dinamică **OSPF** (*Open Shortest Path First*) se aplică în rețelele mari ca număr de noduri, inclusiv pe subrețele, cu autentificarea datelor, iar rutarea și rerutarea pachetelor se face mai rapid decât prin RIP, definindu-se arii de acoperire pentru fiecare router.

Acest protocol este de tip IGRP și a fost special proiectat pentru rutare în rețelele care utilizează TCP/IP. Fiecare router intern din sistemul autonom (AS - *Autonomous System*) deține o bază de date proprie în care sunt incluse informații privind starea interfețelor routerului, routerele vecine și altele. Routerele vecine se informează reciproc prin *flooding* numai dacă apar modificări în tabelele proprii de rutare, în care se precizează pentru fiecare rută, suplimentar față de RIP, costul și lățimea de bandă disponibilă. Interconectarea ariilor de acoperire din sistemele autonome, se face prin intermediul unor routere AS desemnate (*boundary router*) iar între AS-uri se utilizează **routere externe** (*external router*) care permit transferul unor pachete la distanțe mari în WAN. Deducerea rutei optime se face pe baza unor arbori de acoperire a AS, în care nu apar bucle iar routerele externe sunt noduri terminale în 'arbore'.

Calea spre destinație poate fi de tip:

1. INTRA - în interiorul unei singure arii din AS;

2. INTER - traversează mai multe arii din același AS fără a traversa un router de la granița AS;

3. EXT1 - calea trece printr-un router din AS și rămâne în interiorul AS. Se utilizează două metrice, metrica OSPF internă și cea a routerului AS, pentru a deduce ruta optimă.

4. EXT2 - calea trece dintr-un AS în altul printr-un router extern, deci se combină metrica OSPF internă cu cea a routerului EGP (*External Gateway Protocol*) pentru găsirea rutei optime.

Protocoalele RIP sunt orientate pe vectori de distanță și utilizează numai informațiile furnizate de routerele adiacente, în timp ce OSPF este orientat pe starea legăturii dintre noduri (LST - *Link State Technology*) și permite optimizarea transferului pe baza informațiilor deținute de toate routerele din WAN. Routerele OSPF admit importul și exportul de informații din și spre un router RIP.

### **Observații:**

1. Există protocoale similare celor de rutare IP pentru rețelele care folosesc IPX/SPX, DECnet sau AppleTalk, eventual cu alte valori ale intervalelor de timp privind reactualizarea informațiilor (de exemplu, routerele IPX RIP transmit prin broadcast informațiile lor de rutare la fiecare 60 de secunde). Fenomenul de broadcast este dificil de administrat în rețelele comutate (ISDN).

2. SAP (*Server Advertising Protocol*) este utilizat în rețele Novell, pentru transmisia periodică prin broadcast a informațiilor privind rutarea către serverele din rețea, la fiecare 60 de secunde. Routerele construiesc tabelele SAP pe care le transmit celorlalte routere din WAN, urmând ca fiecare să transmită aceste informații prin broadcast în LAN-uri, la servere.

## **IV.2 MECANISMUL GRE**

Pentru rutarea cu adrese private, se încapsulează pachetele IP transmise în Internet cu antete suplimentare prin așa-numitul **mecanism GRE** (*Generic Routing Encapsulation*), descris în RFC 1701. Pachetului inițial (*payload packet /original packet*) i se adaugă un antet GRE (*GRE Header*) și un antet de expediere privind modul de transfer specificat conform protocolului de rețea (*delivery header*).

În antetul GRE se specifică ruta pe care se va trimite forțat pachetul la destinație, fără a se lua alte decizii de rutare în routerele intermediare.

GRE asigură transparența adreselor intermediare și securitatea transmisiei, prin realizarea unui așa-numit "tunel de transmisie" (*tunnelling*).

Uzual este cazul încapsulării pachetelor IP pentru transmisii cu IP (*IP over IP*) conform RFC 1702, standard definit pentru GRE.

Adresele IP private pot fi utilizate în încapsularea GRE astfel încât cadrul să fie interpretat ca fiind încapsulat GRE și routerele 'de la distanță' să extragă adresa de destinație privată din pachetul original.

*Exemplu:*

Să presupunem existența a două rețele locale de calculatoare A și B având alocate adresele IP private 192.168.3.0 și 192.168.4.0.

Aceste rețele sunt conectate în WAN prin intermediul a două routere cu adresele IP publice alocate interfețelor: 193.162.35.110 și 195.16.23.12.

Cele două routere comunică prin intermediul unui al treilea router cu adresa 194.225.140.1.

Un pachet trimis de la adresa 192.168.3.2 către 192.168.4.5 va fi încapsulat prin procedeul GRE specificându-se în antetul de transmisie numai adresele IP private ale routerului-sursă și respectiv routerului-destinație fără a se menționa adresa routerului intermediar. Adresa acestuia este inclusă doar în tabelele de rutare nefiind vizibilă din exterior. Urmează ca în LAN-ul B să se extragă datele și să se citească adresa IP alocată local destinației.

### IV.3 ALGORITMI DE RUTARE

Algoritmii de rutare sunt utilizați pentru de ducerea căii optime de transfer a pachetelor între nodul sursă și cel destinație.

Acești algoritmi pot fi :

- **Statici** bazați pe informații referitoare la topologia rețelei obținute înaintea procesului de comunicație și neactualizate.
- **Adaptivi.**

### IV.3.1 ALGORITM DE RUTARE PE CALEA CEA MAI SCURTĂ

Acest algoritm de rutare se aplică pe grafurile asociate rețelei, cu noduri reprezentând routerele din rețeaua de transport a pachetelor în WAN și arcuri asociate legăturilor fizice dintre echipamente.

Acest algoritm atribuie fiecărui arc din grafurile rețelei o valoare numerică pe baza unei metrici de rețea (număr de routere, distanță fizică, viteză de transmisie sau lățime de bandă, întârziere de transmisie, risc de congestie etc). Se urmărește deducerea drumului minim dintre nodul sursă și cel destinație.

Algoritmul se aplică pe mai mulți pași, calculând succesiv drumul minim până în fiecare nod al rețelei, pornind din nodul sursă. În cazul în care sunt două căi de intrare într-un nod, se alege cea cu distanța minimă.

În figura IV.2 sunt prezentați pașii algoritmului pe un graf particular de rețea.

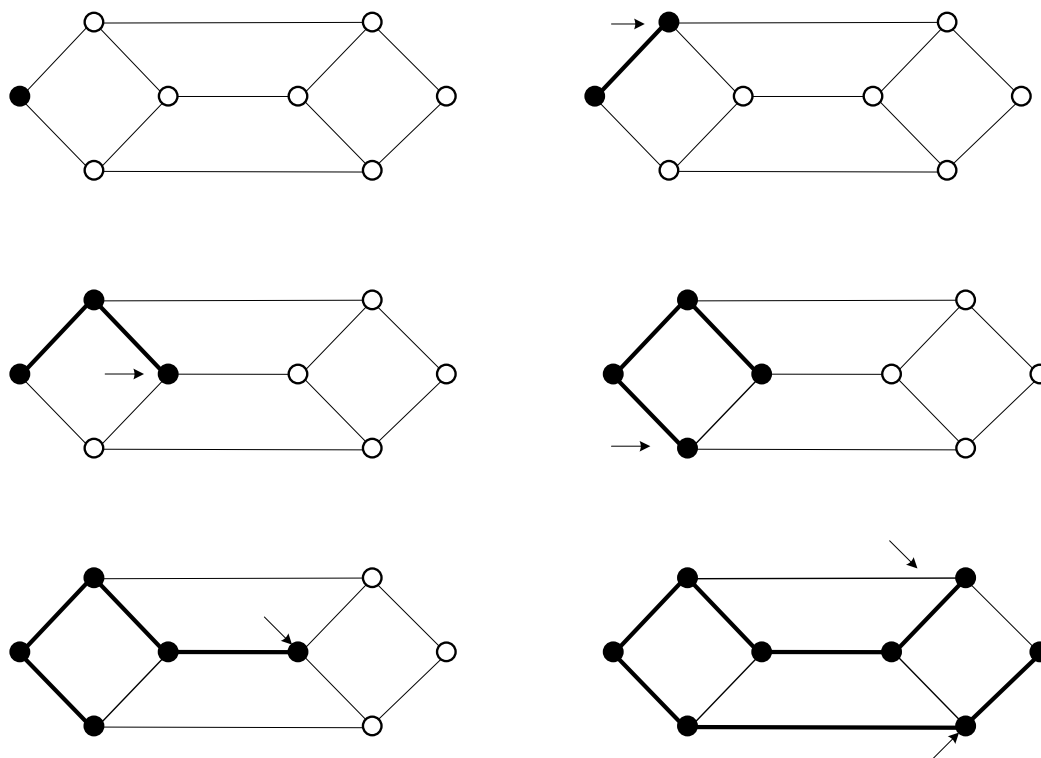
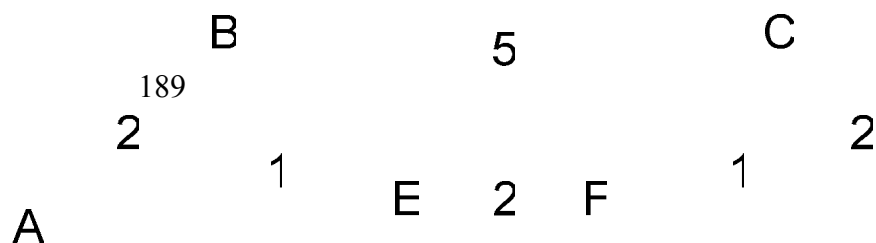


Fig. IV.2 Pașii algoritmului de deducere a drumului minim în grafurile de rețea cu 8 stări, cu nodul-sursă A și nodul-destinație D



Se observă că drumul minim dintre A și D este AGHD. De fapt, în graf sunt deduse și reprezentate cu linie îngroșată căile cu metrica minimă dintre A și oricare alt nod din rețea.

### IV.3.2 ALGORITM DE RUTARE CU CĂI MULTIPLE

În acest caz, se iau în considerare mai multe căi posibile de transfer a pachetelor între sursă și destinație și nu numai drumul minim.

Tabelele de rutare sunt realizate în mod static fiind încărcate în memoria routerului înainte ca rețeaua să fie pusă în funcțiune, algoritmul fiind deci de **rutare statică**.

În tabelele de rutare se include câte o linie pentru fiecare destinație posibilă, cu mai multe rute, pentru fiecare rută calculându-se o metrică. Pentru o pereche sursă-destinație există deci mai multe căi posibile, cu metrici diferite. Rămâne ca dirijarea pachetelor să se facă pe una dintre aceste căi, disponibile și funcționale la un moment dat în rețea sau pe căi multiple pentru a reduce încărcarea unei singure căi și riscul de congestie.

Acest algoritm de rutare se poate aplica și în cazul transmisiei cu conexiuni prin circuite virtuale, precum și în cazul comunicațiilor fără conexiune, prin datagrame.

*Exemplu:* Să considerăm rețeaua de transport cu 8 routere, cu graful dat în figura IV.2.

Pentru routerul A, tabelul de rutare va conține 7 linii, fiecare cu două opțiuni posibile, prima corespunzătoare căii minime și a doua dedusă tot pe criteriul drumului minim, după eliminarea din graf a căii optime.

**Tabel IV.1**

Tabelul de rutare al routerului A

| Destinație | Opțiunea 1 |   | Opțiunea 2 |   |
|------------|------------|---|------------|---|
| B          | B          | 2 | G          | 5 |
| C          | B          | 6 | G          | 7 |
| D          | G          | 7 | B          | 9 |
| E          | B          | 3 | G          | 4 |
| F          | B          | 5 | G          | 6 |
| G          | G          | 2 | B          | 5 |
| H          | G          | 6 | B          | 8 |



Un avantaj al rutării pe căi multiple față de algoritmul rutării pe calea cea mai scurtă este posibilitatea de a trimite diferite grupe de pachete pe diferite căi. De exemplu, conexiunea dintre un terminal și un PC aflat la o distanță apreciabilă ce conține pachete mici care trebuie transmise rapid ar putea fi direcționată de-a lungul liniilor terestre, în timp ce un fișier de mari dimensiuni ce necesită o bandă largă de transfer ar putea fi transmis prin satelit. Această metodă nu numai că oferă o bandă de transfer mare, dar împiedică întârzierea pachetelor de date mici din cauza unor pachete mai mari ce se transmit curent.

Chiar dacă algoritmul de rutare pe căi multiple este folosită în mod special pentru a îmbunătăți performanța, acesta poate fi folosit și pentru creșterea fiabilității rețelei. În particular, dacă tabelele de rutare conțin  $n$  căi diferite între fiecare pereche de routere, atunci rețeaua poate suporta pierderea a  $n-1$  căi fără a fi împărțită în două părți disjuncte, ce nu pot comunica între ele.

### IV.3.3 ALGORITM DE RUTARE CENTRALIZATĂ

Algoritmii de rutare discutați anterior necesită informații despre topologia rețelei și a traficului pentru a lua decizii bune. Dacă topologia este statică, iar traficul se schimbă relativ rar, este indicat să se construiască tabelele de rutare o singură dată înainte de activarea rețelei și încărcarea acestora în routere.

Totuși, dacă routerele și/sau liniile au disfuncționalități relativ frecvente sau traficul variază destul de mult de-a lungul unei zile, atunci este necesar un mecanism pentru a adapta tabelele la circumstanțele curente.

Când este folosit un algoritm de rutare centralizată, undeva în interiorul rețelei există un **centru de control al rutării** (RCC – *Routing Control Center*). Periodic, fiecare router trimite un raport la RCC (lista routerelor vecine funcționabile, volumul de pachete întârziate, volumul de trafic procesat pe fiecare linie de la ultimul raport etc.). RCC strânge toate aceste informații, apoi, bazându-se pe cunoașterea globală a rețelei, calculează calea optimă de la fiecare router spre fiecare alt router, folosind spre exemplu algoritmul de rutare pe calea cea mai scurtă. Conform acestor informații poate alcătui tabele de rutare noi și să le distribuie fiecărui router în parte prin transmisii multicast..

La prima privire, rutarea centralizată este foarte atractivă. Dacă are informații complete, RCC poate lua decizii optime fără a utiliza capacitatea de calcul a procesoarelor din routerele din rețea ceea ce reduce întârzierile de transmisie.

Totuși rutarea centralizată are și o serie de dezavantaje.

Dacă rețeaua trebuie să se adapteze la schimbările de trafic, calcularea rutelor trebuie făcută relativ des. Pentru o rețea mare, acest lucru va lua mai multe secunde, chiar și cu un procesor foarte performant.

Dacă scopul acestui algoritm este de a se adapta la schimbările de topologie și nu la cele de trafic, este favorabilă funcționarea lui pe decursul a câtorva minute, depinzând de cât de stabilă este topologia rețelei.

O altă problemă o constituie vulnerabilitatea centrului de control. Dacă acesta se defectează sau rămâne izolat din cauza căderii anumitor linii de comunicație, rețeaua va avea probleme serioase prin folosirea unor tabele de rutare neactualizate. O soluție ar fi folosirea unui alt RCC de rezervă (*backup*), ceea ce necesită costuri suplimentare.

Un alt neajuns al rutării centralizate apare din întârzierile de transmitere a tabelor de rutare către routere. Routerele apropiate de RCC vor primi tabelele mai rapid și vor aplica informațiile de rutare respective înaintea routerelor mai îndepărtate din rețea. Astfel pot apărea divergențe și decizii eronate, iar unele pachete vor fi întârziate.

Dacă RCC calculează doar ruta optimă pentru fiecare pereche de routere și nu și alternativele, prin algoritmul de rutare multicale, nefuncționarea unui singur router sau linii din rețea poate conduce la întreruperea comunicațiilor.

Un alt dezavantaj al rutării centralizate îl constituie încărcarea excesivă a liniilor direct conectate în RCC.

#### **IV.3.4 ALGORITM DE RUTARE IZOLATĂ**

Routerele iau o decizie de rutare ce se bazează doar pe informațiile proprii. Nu schimbă informații de rutare cu celelalte routere dar încearcă să se adapteze la schimbările de trafic și de topologie din rețea. Acești algoritmi sunt numiți și algoritmi adaptivi de rutare izolată.

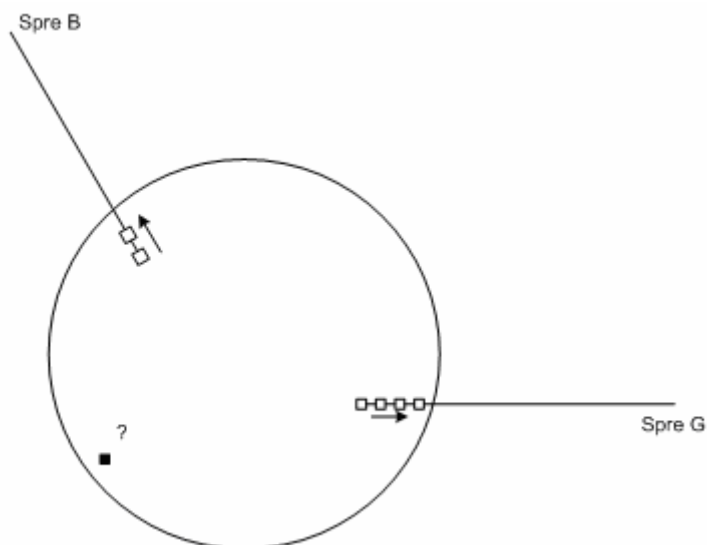


Fig. IV.3 Conținutul bufferelor routerului A

Un simplu algoritm izolat adaptiv este cel conceput de Baran și denumit “*cartoful fierbinte*” (“*hot potato*”). Routerul încearcă să expedieze cât mai repede fiecare pachet nou sosit, plasându-l în bufferul liniei cu cele mai puține pachete în coada de așteptare, fără a ține seama de destinația pachetului respectiv.

În Fig. IV.3 este prezentată schița bufferelor routerului A din rețeaua exemplificată anterior, la un moment dat. Dintre cele două buffere, cel conectat la routerul B are încărcarea minimă și algoritmul va transmite pachetul nou sosit pe această linie, indiferent de drumul minim spre destinație. O posibilă optimizare a acestui algoritm este de a combina rutarea statică cu rutarea izolată, prin aplicarea rutării multicale doar atunci când numărul de pachete din fiecare buffer depășește o anumită limită. La un număr de pachete mic este aleasă linia care transmite pachetul pe ruta cea mai bună, iar dacă numărul de pachete crește, o parte din trafic este direcționată spre alte linii mai puțin folosite.

### IV.3.5 ALGORITM DE RUTARE DISTRIBUITĂ

În acest caz, fiecare router schimbă informații de rutare cu fiecare dintre vecinii săi.

În tabelul de rutare al oricărui router există câte o linie cu informații despre fiecare alt router din rețea, inclusiv ruta optimă pentru acea destinație.

Metrica folosită poate fi numărul de salturi (routere intermediare), timpul de întârziere exprimat în milisecunde și măsurat cu pachete speciale de test, încărcarea estimată a bufferelor de-a lungul căii, excesul de bandă etc.

Periodic fiecare router transmite informațiile din tabelul propriu de rutare către toți vecinii săi. Aceștia își reactualizează propriile tabele pe baza noilor informații fără a mai ține cont de vechile metrice deja calculate.

*Exemplu:* Pentru rețeaua cu 8 routere exemplificată mai sus, routerul A primește informații referitoare la timpul de întârziere de la routerele vecine B și G (Tabel IV.2) și își recalculază timpii de întârziere a pachetelor transmise prin cele două căi de ieșire pentru toate destinațiile din rețea (Tabel IV.3).

**Tabel IV.2**

Informațiile de rutare ale routerelor B și G

| Destinație | B  | G  |
|------------|----|----|
| A          | 7  | 9  |
| B          | 0  | 13 |
| C          | 16 | 21 |
| D          | 22 | 21 |
| E          | 4  | 9  |
| F          | 10 | 18 |
| G          | 10 | 0  |
| H          | 19 | 16 |

Vor apărea mai multe rute posibile, cu metrice diferite, urmând ca în final să se aplice fie principiul de rutare pe drumul cel mai scurt, fie cel de rutare multicale, în funcție de gradul de încărcare a rețelei.

De exemplu, există două căi spre B: directă cu întârziere de 7 msec. sau prin G, E, B de 13 msec. Spre C se sumează timpii de transmisie de la A la B cu cel de la B la C respectiv cel de la A la G cu cel de la G la C și așa mai departe.

Se obțin astfel cele două opțiuni de rutare pentru fiecare destinație posibilă a pachetelor transmise de routerul A.

Se poate apoi alege fie ruta cu metrica minimă, fie se poate face o transmisie cu rutare pe căi multiple pentru a reduce gradul de încărcare a liniilor și riscul de congestie.

**Tabel IV.3**

Tabelul de rutare reactualizat al routerului A

| Destinație | Nod intermediar | Timp estimat |
|------------|-----------------|--------------|
| B          | B               | 7            |
| B          | G               | 13           |
| C          | B               | 23           |
| C          | G               | 30           |
| D          | B               | 29           |
| D          | G               | 30           |
| E          | B               | 11           |
| E          | G               | 18           |
| F          | B               | 17           |
| F          | G               | 27           |
| G          | B               | 17           |
| G          | G               | 9            |
| H          | B               | 26           |
| H          | G               | 25           |

### IV.3.6 ALGORITM DE RUTARE OPTIMĂ

Algoritmul de rutare optimă exclude bucelele din graful de rețea obținându-se astfel graful de rutare pentru un anumit router din rețea. Acestui graf  $i$  se asociază tabelul de rutare, cu câte o linie pentru fiecare nod-destinație și metrica exprimată prin numărul de salturi.

Dacă traficul de la  $X$  la  $Z$  trece prin  $Y$  atunci se consideră că  $X$  este în amonte față de  $Y$  și  $Z$  este în aval față de  $X$ . În tabelul de rutare nu se includ rutele prin nodurile aflate în amonte.

De exemplu, plecând de la graful de rețea din figura IV.2, se reprezintă graful de rutare pentru routerul A (Fig. IV.4).

Pentru destinații externe, neincluse explicit în tabel, se înscrie o rută implicită cu adresa 0.0.0.0 denumită și rută de Internet.

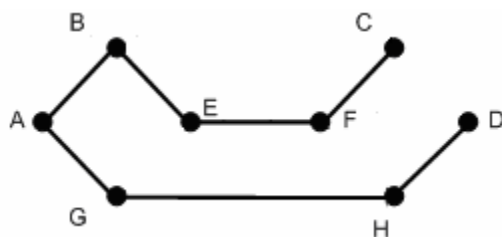


Fig. IV.4 Graful de rutare al routerului A

Tabelul de rutare al routerului A este prezentat în continuare. Nu se completează celulele tabelelor pentru routerele aflate în amonte față de routerul intermediar.

**Tabel IV. 4**

Tabel de rutare A

| Destinație | Via B | Via G |
|------------|-------|-------|
| A          | -     | -     |
| B          | 1     | -     |
| C          | 4     | -     |
| D          | -     | 3     |
| E          | 2     | -     |
| F          | 3     | -     |
| G          | -     | 1     |
| H          | -     | 2     |

Dacă linia AB se întrerupe atunci pentru rutele care conțin nodul B trebuie găsite soluții alternative. Routerul A va cere informații celui alt router vecin G și va folosi din grafurile de rutare ale acestuia, conexiunea GE care nu formează bucle în grafurile nodului A (Fig. IV.5).

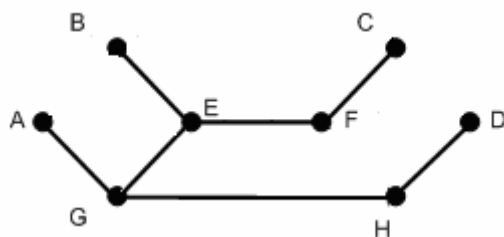


Fig. IV.5 Noul graf de rutare al nodului A