

Mục lục

CHƯƠNG 1 - GIỚI THIỆU CHUNG	7
1.1 MẠNG TRUYỀN THÔNG VÀ CÔNG NGHỆ MẠNG	7
1.1.1 Giới thiệu chung	7
1.1.2 Mạng máy tính	9
1.1.3. Phân loại mạng máy tính	13
1.1.4 Địa chỉ mạng, định tuyến, tính tin cậy, tính liên tác và an ninh mạng	23
1.1.5 Chuẩn mạng	25
1.2 MÔ HÌNH OSI	26
1.2.1 Mô hình	27
1.2.2 Chức năng các tầng	32
1.2.3 Bộ giao thức TCP/IP – Mô hình Internet	43
1.3 PHƯƠNG PHÁP TIẾP CẬN	44
CHƯƠNG 2 - TẦNG ỨNG DỤNG	45
2.1 GIAO THỨC TẦNG ỨNG DỤNG	45
2.1.1 Giao thức tầng ứng dụng	46
2.1.2 Các yêu cầu của ứng dụng	51
2.1.3 Dịch vụ của các giao thức giao vận Internet	53
2.1.4 Một số ứng dụng phổ biến	56
2.2 WORLD WIDE WEB: HTTP	57
2.2.1 Tổng quan về HTTP	58
2.2.2 Kết nối liên tục và không liên tục (persistent / nonpersistent)	61
2.2.3 Khuôn dạng thông điệp HTTP	63
2.2.4 Tương tác giữa người dùng và server	67
2.2.5 GET có điều kiện (Conditional GET)	69
2.2.6 Web cache	71
2.2.7 Web động	73
2.3 TRUYỀN FILE (FILE TRANSFER) FTP	82
2.3.1 Các lệnh FTP (FTP Commands)	84
2.4 - THƯ TÍN ĐIỆN TỬ (E-mail) TRÊN INTERNET	85
2.4.1 SMTP	87

2.4.2 So sánh SMTP với HTTP -----	90
2.4.3 Khuôn dạng thư và chuẩn MIME-----	91
2.4.4 Giao thức truy nhập mail. -----	97
2.5 DỊCH VỤ TÊN MIỀN - DNS.-----	102
2.5.1 Các dịch vụ của DNS -----	103
2.5.2 Cơ chế hoạt động của DNS -----	105
2.5.3 Bản ghi DNS -----	112
2.5.4 Thông điệp DNS -----	113
2.6 CÁC ỨNG DỤNG THEO KIẾN TRÚC NGANG HÀNG -----	115
2.6.1 Nhắn tin tức thì -----	117
2.6.6. Kiến trúc Hệ thống MSN. -----	121
2.6.3 Kiến trúc chia sẻ file ngang hàng Gnutella -----	128
2.7 LẬP TRÌNH SOCKET -----	134
2.7.1 Các hàm thao tác trên Socket-----	135
2.7.2 Ví dụ một chương trình client/server đơn giản-----	138
2.7.3 Web server đơn giản -----	140

CHƯƠNG 3 - TẦNG GIAO VẬN ----- 148

3.1 DỊCH VỤ VÀ NGUYÊN TẮC CỦA TẦNG GIAO VẬN -----	148
3.1.1 Quan hệ giữa tầng giao vận và tầng mạng -----	150
3.1.2 Tổng quan về tầng giao vận trong Internet.-----	152
3.2 DỊCH VỤ DÒN KÊNH, PHÂN KÊNH -----	153
3.3 UDP – GIAO THỨC KHÔNG HƯỚNG NỐI -----	158
3.3.1 Cấu trúc UDP segment -----	162
3.3.2 UDP checksum-----	162
3.4 CÁC NGUYÊN TẮC TRUYỀN DỮ LIỆU TIN CẬY -----	164
3.4.1 Xây dựng giao thức truyền dữ liệu tin cậy -----	165
3.4.2 Giao thức truyền dữ liệu tin cậy liên tục (Pipeline) -----	175
3.4.3 Go-back-N (GBN)-----	178
3.4.4 Giao thức lặp lại có lựa chọn (Selective Repeat) -----	184
3.5 TCP – GIAO THỨC GIAO VẬN HƯỚNG NỐI -----	189
3.5.1 Kết nối TCP -----	190
3.5.2 Cấu trúc TCP Segment -----	193
3.5.3 Số thứ tự và Số biên nhận -----	195
3.5.4 Telnet: Một ví dụ về số thứ tự và số biên nhận -----	196
3.5.5 Truyền dữ liệu tin cậy -----	199

3.5.6 Kiểm soát lưu lượng -----	205
3.5.7 Quản lý kết nối TCP -----	207
3.6 KIỂM SOÁT TẮC NGHẼN TRONG TCP -----	211
CHƯƠNG 4 - TẦNG MẠNG ----- 216	
4.1 CÁC MÔ HÌNH DỊCH VỤ CỦA TẦNG MẠNG -----	216
4.1.1 Mô hình dịch vụ mạng -----	218
4.1.2 Nguồn gốc của dịch vụ chuyển mạch gói và chuyển mạch ảo.-----	223
4.2 CÁC NGUYÊN LÝ ĐỊNH TUYẾN ----- 224	
4.2.1. Thuật toán định tuyến link state. -----	227
4.2.2. Thuật toán Distance vector. -----	231
4.3 ĐỊNH TUYẾN PHÂN CẤP -----	236
4.4 INTERNET PTOTOCOL -----	238
4.4.1 Địa chỉ IPv4-----	240
4.4.2 Chuyển datagram từ nguồn tới đích: vấn đề địa chỉ và định tuyến -----	248
4.4.3 Khuôn dạng gói dữ liệu IP -----	251
4.4.4 Phân mảnh (Fragmentation) và Hợp nhất (Reassembly) gói tin IP -----	254
4.4.5 Giao thức kiểm soát lỗi ICMP (Internet Control Message Protocol) -----	258
4.5 ĐỊNH TUYẾN TRÊN INTERNET -----	259
4.5.1 Định tuyến trong một miền (Intra-AS routing) (Định tuyến nội miền) -----	260
4.5.2 Định tuyến giữa các miền (Inter-AS routing) (Định tuyến liên miền) -----	264
4.6 CÁU TẠO CỦA THIẾT BỊ ĐỊNH TUYẾN (ROUTER) -----	264
4.6.1 Cổng vào (Input port) -----	266
4.6.2 Kết cấu chuyển (Switching fabric) -----	268
4.6.3 Cổng ra (Output port) -----	270
4.6.4 Hàng đợi ở router -----	270
4.7 IPv6 -----	273
4.7.1 Định dạng gói tin IPv6-----	273
4.7.2 Chuyển từ IPv4 sang IPv6 -----	276
4.8 CƠ CHẾ DỊCH CHUYÊN ĐỊA CHỈ (NAT) -----	279
4.9 KIỂM SOÁT TẮC NGHẼN -----	285
4.9.1 Các nguyên lý Kiểm soát tắc nghẽn.-----	286
4.9.2 Chính sách ngăn chặn tắc nghẽn -----	289
4.9.3 Kiểm soát tắc nghẽn trong mạch ảo -----	290
4.9.4 Kiểm soát tắc nghẽn trong mạng chuyển mạch gói.-----	292
4.9.5 Cắt tài -----	293

CHƯƠNG 5 - TẦNG LIÊN KẾT DỮ LIỆU	295
5.1 CÁC KHÁI NIỆM CHUNG, DỊCH VỤ CỦA TẦNG DATALINK	295
5.1.1 Những dịch vụ của tầng liên kết dữ liệu	296
5.1.2 Bộ điều hợp (Adapter)	300
5.2 KỸ THUẬT PHÁT HIỆN VÀ SỬA LỖI	302
5.2.1 Kiểm tra tính chẵn lẻ	304
5.2.2 Phương pháp tính tổng kiểm tra (checksum)	306
5.2.3 Kiểm tra dư thừa vòng (CRC)	306
5.2.4 Sửa lỗi bằng mã Hamming	309
5.3. GIAO THỨC ĐA TRUY CẬP VÀ MẠNG CỤC BỘ	313
5.3.1 Giao thức phân chia kênh truyền (channel partitioning)	317
5.3.2 Giao thức truy cập ngẫu nhiên (random access)	318
5.3.3 Giao thức truy cập lần lượt (Taking ~ turns)	326
5.3.4 Mạng cục bộ LAN (Local Area Network)	327
5.4 ĐỊA CHỈ LAN VÀ ARP	328
5.4.1 Địa chỉ LAN	329
5.4.2. Giao thức giải mã địa chỉ (ARP)	331
5.5. ETHERNET	336
5.5.1 Những khái niệm cơ bản của Ethernet	338
5.5.2 CSMA/CD: Giao thức đa truy cập của Ethernet	342
5.5.3 Những công nghệ Ethernet	345
5.6 HUB, BRIDGE VÀ SWITCH	349
5.6.1 Hub	349
5.6.2 Bridge	351
5.6.3. Switch	360
5.8. MẠNG LAN KHÔNG DÂY	363
5.8.1 Giới thiệu chung	363
5.8.2 Lớp giao thức IEEE 802.11	366
5.8.3 Một số vấn đề hay gặp đối với mạng không dây	369
5.9. PPP – GIAO THỨC ĐIỂM NỐI ĐIỂM	371
5.9.1 Khuôn dạng gói dữ liệu (Frame PPP)	373
5.9.2 Giao thức điều khiển đường truyền PPP (LCP) và kiểm soát mạng	375
5.10 MẠNG RIÊNG ẢO (VPN)	378
5.10.1 Các mạng riêng ảo truyền thông	378
5.10.2 Mô phỏng giả dây dẫn (Pseudowire Emulation Overview)	381
TÀI LIỆU THAM KHẢO	387

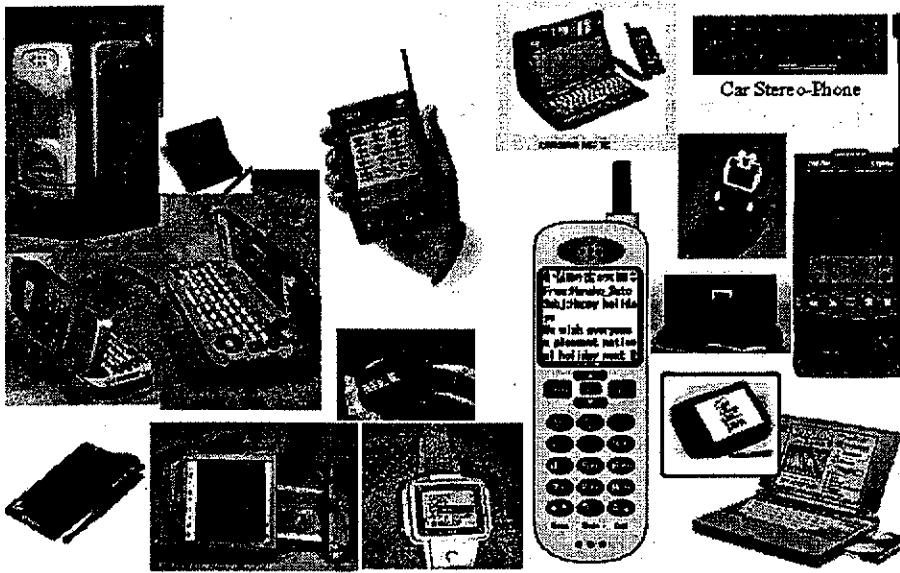
Chương 1

GIỚI THIỆU CHUNG

1.1 MẠNG TRUYỀN THÔNG VÀ CÔNG NGHỆ MẠNG

1.1.1 Giới thiệu chung

Truyền thông máy tính (computer communications) là quá trình truyền dữ liệu từ thiết bị này sang thiết bị khác. Trước đây chúng ta thường hiểu thiết bị là máy tính, nhưng ngày nay thiết bị (end-system, device) không chỉ đơn thuần là máy tính mà bao gồm nhiều chủng loại thiết bị khác, ví dụ điện thoại di động, máy tính PAM,... (Xem Hình 1.1). Số lượng các kiểu thiết bị có khả năng lấy thông tin từ Internet ngày càng tăng. Một từ phổ biến có nghĩa tương tự như vậy là **truyền dữ liệu**. Mặc dù hai cụm từ này có thể sử dụng thay thế cho nhau, một số người coi thuật ngữ dữ liệu (data) chỉ bao gồm những sự kiện đơn giản và thô (chưa được xử lý), và sử dụng thuật ngữ thông tin (information) để chỉ việc tổ chức những sự kiện này thành dạng thông tin có nghĩa đối với con người.



Hình 1.1 Các thiết bị có khả năng kết nối Internet

Khái niệm mạng (networking) chỉ khái niệm kết nối các thiết bị lại với nhau nhằm mục đích chia sẻ thông tin. Khái niệm mạng liên quan đến nhiều vấn đề, bao gồm:

Giao thức truyền thông (protocol): mô tả những nguyên tắc mà tất cả các thành phần mạng cần tuân thủ để có thể trao đổi được với nhau;

Topo (mô hình ghép nối mạng/hình trạng mạng): mô tả cách thức nối các thiết bị với nhau.

Địa chỉ: mô tả cách thức định vị một đối tượng trên mạng.

Định tuyến (routing): mô tả cách thức dữ liệu truyền từ thiết bị này sang thiết bị khác trên mạng.

Tính tin cậy (reliability): giải quyết tính toàn vẹn của dữ liệu, đảm bảo dữ liệu nhận được chính xác như dữ liệu gửi đi.

Khả năng liên tác (interoperability): chỉ mức độ các sản phẩm phần mềm và phần cứng của các hãng sản xuất khác nhau có thể làm việc cùng nhau.

An ninh (security): đảm bảo an toàn hoặc bảo vệ tất cả các thành phần của mạng.

Chuẩn (standard): thiết lập các quy tắc và luật lệ cụ thể cần phải tuân theo.

Trên thực tế, khái niệm mạng xuất hiện ở nhiều kiểu ứng dụng khác nhau. Ví dụ, trong công nghiệp giải trí, các công ty truyền thanh, truyền hình, và công ty cáp đều có những mạng độc lập riêng của mình với nhiều trạm phát. Thông qua những mạng này, các chương trình tin tức, thể thao, điện ảnh, phim truyện... được dùng chung giữa các trạm phát. Mạng truyền thông ra đời sớm nhất và phổ biến nhất là mạng điện thoại. Khi nói đến mạng điện thoại, người ta muốn nhắc đến hệ thống điện thoại kiểu cũ (plain old telephone system - POTS) hoặc mạng điện thoại chuyển mạch công cộng (PSTN – public switched telephone network). Mạng PSTN mô tả hệ thống điện thoại truyền thống dựa trên tín hiệu tương tự được sử dụng để truyền tiếng nói. Một mạng truyền thông khá quen thuộc ngày nay là mạng máy tính Internet - là một tập hợp các mạng, hay mạng mạng.

1.1.2 Mạng máy tính

Mạng bao gồm nhiều thành phần, các thành phần được nối với nhau theo một cách thức nào đó và cùng sử dụng chung một ngôn ngữ:

Các thiết bị đầu cuối (end system) kết nối với nhau tạo thành mạng có thể là các máy tính (computer) hoặc các thiết bị khác. Ngày càng có nhiều loại thiết bị có khả năng kết nối vào mạng máy tính như điện thoại di động, PDA, tivi...

Môi trường truyền (media) thực hiện việc truyền dẫn các tín hiệu vật lý. Môi trường truyền có thể là các loại dây dẫn (cáp), sóng (đối với các mạng không dây).

Giao thức (protocol) là quy tắc quy định cách thức trao đổi dữ liệu giữa các thực thể.

Nói chung, ba khái niệm trên đưa đến một định nghĩa chuẩn về mạng máy tính như sau:

Mạng máy tính là tập hợp các máy tính và các thiết bị phụ trợ khác sử dụng chung một nhóm giao thức để chia sẻ tài nguyên thông qua các phương tiện truyền thông mạng.

Các thành phần mạng: thiết bị, nút, máy tính

Theo nghĩa chung nhất, thuật ngữ thiết bị (device) chỉ bất cứ một thực thể phần cứng nào, chẳng hạn các thiết bị đầu cuối, máy in, máy tính, hoặc một thiết bị phần cứng đặc biệt liên quan đến mạng, ví dụ máy chủ (server), repeater (bộ lặp), bridge (cầu), switch, router (bộ định tuyến), và rất nhiều thiết bị đặc biệt khác. Tất cả các kiểu thiết bị này sẽ được thảo luận chi tiết ở các chương sau.

Nói chung có nhiều phương pháp gắn cho thiết bị mạng một định danh duy nhất, thường thì thiết bị được chính hãng sản xuất gắn một số nhận dạng duy nhất. Việc này tương tự như việc in số seri trên tivi hoặc các đồ dùng điện tử khác. Ví dụ mỗi card Ethernet được hãng sản xuất gắn cho một địa chỉ duy nhất - địa chỉ này không trùng với bất kỳ card Ethernet nào khác.

Khi mô tả các thành phần mạng, cần phân biệt giữa khái niệm thiết bị (device) và máy tính (computer). Nếu xét ở khía cạnh thiết bị máy tính thường được gọi là host (hoặc server) hay trạm làm việc (workstation) (cũng còn được gọi là desktop hay client). Thuật ngữ này thường dùng để chỉ những hệ thống máy tính có cài đặt hệ điều hành riêng của mình (ví dụ Windows, UNIX). Vì vậy workstation có thể là máy tính cá nhân như máy Apple Macintosh, hoặc bất cứ máy tính họ Intel nào (thường được gọi là IBM-PC); cũng có thể là một workstation đồ họa (ví dụ các workstation đồ họa được sản xuất bởi Sun Microsystems, Silicon Graphics, IBM, Hewlett-Packard, Compaq Computer Corporation), một superminicomputer như Compaq's VAX hay một hệ thống IBM AS/400, một super-microcomputer như Compaq's Alpha; hoặc có thể là một máy tính lớn (mainframe) như IBM ES-9000.

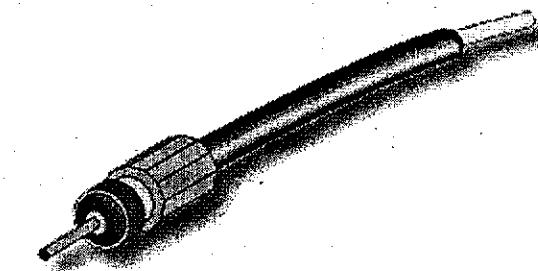
Phương tiện và các giao thức truyền thông mạng

Để chia sẻ thông tin và sử dụng dịch vụ trên mạng, các thành phần của mạng phải có khả năng truyền thông được với nhau. Để đáp ứng được yêu cầu này, chúng ta phải xét tới hai tiêu chí cụ thể của mạng: khả năng

liên kết (connectivity) và ngôn ngữ (language). Khả năng liên kết chỉ đường truyền hoặc kết nối vật lý giữa các thành phần; ngôn ngữ chỉ một bảng từ vựng cùng các quy tắc truyền thông mà các thành phần phải tuân thủ.

Môi trường truyền thông (media)

Môi trường vật lý sử dụng để kết nối các thành phần của mạng thường được gọi là môi trường truyền thông (medium, media). Môi trường truyền thông mạng được chia thành hai loại: cáp (cable) và không dây (wireless). Ví dụ, cáp truyền thông có thể là cáp xoắn đôi (twisted-pair), cáp đồng trục (coaxial), và cáp sợi quang (fiber-optic cable)... Truyền thông không dây có thể là sóng radio (gồm sóng cực ngắn hay việc truyền thông qua vệ tinh), bức xạ hồng ngoại. Các môi trường truyền thông mạng được thảo luận chi tiết trong chương 5.



Hình 1.2 Môi trường truyền: Sợi cáp quang

Giao thức (Protocols). Ngôn ngữ được sử dụng bởi các thực thể mạng gọi là giao thức truyền thông mạng. Các bên truyền thông “hiểu nhau” do giao thức định nghĩa một ngôn ngữ chung giữa các thành phần mạng. Từ ý nghĩa khái quát này có thể hiểu giao thức truyền thông mạng là các thủ tục, quy tắc hoặc các đặc tả chính thức đã được chấp nhận nhằm xác định hành vi và ngôn ngữ trao đổi giữa các bên. Nói chung trong cuộc sống hàng ngày, chúng ta cũng áp dụng những quy tắc nào đó. Ví dụ, khi đi đến những nơi đòi hỏi tính trang trọng, mọi người phải tuân theo những nghi thức đặc biệt về ăn mặc (ví dụ nam giới phải mặc áo vét có thắt caravat). Nhưng khi đến các quán ăn bình dân thì không cần ăn mặc trang trọng như vậy. Trong mạng và truyền thông máy tính, giao thức mạng là bản đặc tả chính thức quy định cách thức “xử sự” của các thực thể tham gia truyền thông. Ở đây khái

niệm thực thể bao gồm cả thiết bị phần cứng cũng như tiến trình phần mềm. Giao thức mạng cũng định nghĩa khuôn dạng dữ liệu được trao đổi giữa các bên. Nói một cách ngắn gọn, giao thức mạng định nghĩa bảng từ vựng và các quy tắc áp dụng truyền thông dữ liệu.

Không có môi trường truyền, không thể trao đổi thông tin giữa các thực thể mạng; không có ngôn ngữ chung, không thể hiểu được nhau. Vì vậy, đường truyền cung cấp môi trường để thực hiện truyền thông, trong khi đó ngôn ngữ chung đảm bảo hai bên truyền thông hiểu được nhau. Điều này cũng giống như cuộc nói chuyện điện thoại giữa một người chỉ nói được tiếng Ý với một người chỉ nói được tiếng Nga. Nếu không có đường điện thoại (đường truyền mạng) cho cuộc nói chuyện thì hai người không thể nói chuyện được với nhau (không thể trao đổi dữ liệu). Đã có đường điện thoại rồi, lúc này hai người có thể nói và nghe thấy giọng nói của nhau (truyền dữ liệu được thực hiện) nhưng họ không giao tiếp được với nhau vì không ai trong số họ hiểu được ngôn ngữ của người kia - họ nói chuyện bằng hai thứ tiếng khác nhau.

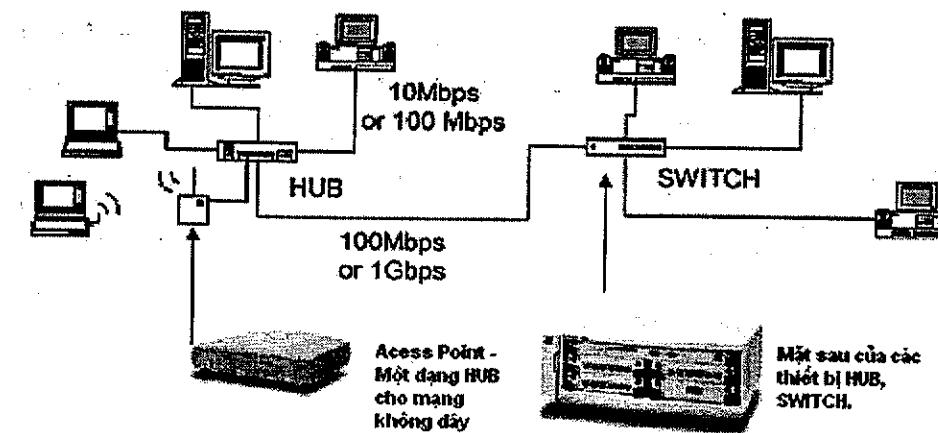
Ví dụ TCP/IP là một giao thức mạng quen thuộc - một trong những giao thức của bộ giao thức TCP/IP (Transmission Control Protocol/Internet Protocol) TCP/IP được coi là xương sống của Internet. Tuy tên gọi TCP/IP chỉ gồm hai giao thức cụ thể là TCP và IP nhưng thường được sử dụng để chỉ nhóm gồm nhiều giao thức khác ngoài TCP và IP. Tập hợp các giao thức này được gọi là bộ giao thức TCP/IP. Có thể kể đến một số giao thức trong bộ giao thức TCP/IP như FTP (Transfer Protocol) định nghĩa cách chuyển file; HTTP (the Hypertext Transport Protocol) được dùng cho World Wide Web (WWW), định nghĩa cách các server cần phải truyền các tài liệu (trang Web) tới các client (Web browser) như thế nào. Ngoài ra cũng phải kể đến ba giao thức được sử dụng cho thư điện tử (email) là Post Office Protocol (POP), Simple Mail Transfer Protocol (SMTP) và Internet Mail Access Protocol (IMAP). Ngày nay các mạng sử dụng rất nhiều giao thức khác nhau từ đơn giản đến phức tạp. Có thể nói các giao thức là “keo dán” ràng buộc mạng máy tính lại với nhau bởi vì chúng định nghĩa cách thực hiện các hoạt động cụ thể.

Một số bộ giao thức khác có thể kể đến là AppleTalk - bộ giao thức mạng của công ty Apple Computer, đầu tiên chỉ sử dụng cho các máy tính

Macintosh, không thể phục vụ cho các hệ điều hành khác; bộ giao thức của Hệ điều hành Windows 2000 của Microsoft; DECnet của Digital Equipment Corporation (hiện giờ là Compaq) - sử dụng giao thức mạng Digital Network Architecture (DNA). DECnet được thiết kế cho các máy VAX hoặc Alpha chạy dưới hệ điều hành Open-VMS, hoặc cho các hệ thống DEC dùng hệ điều hành DEC trước đây, ví dụ như RSX-11M, RT-11, RSTS/E cũng như một số hệ điều hành phổ biến khác như MS-DOS, Windows, và một vài biến thể của Unix. Mạng máy tính đôi khi cũng được đặt tên theo giao thức chúng dùng. Ví dụ, một mạng gồm các thiết bị hỗ trợ Apple Talk thường được gọi là một mạng Apple Talk. Tương tự, mạng TCP/IP là mạng của các thiết bị được liên kết với nhau và sử dụng bộ giao thức TCP/IP để truyền thông.

1.1.3. Phân loại mạng máy tính

Có rất nhiều kiểu mạng máy tính khác nhau. Việc phân loại chúng thường dựa trên các đặc điểm chung. Ví dụ, mạng máy tính thường được phân loại theo vùng địa lý (diện hoạt động) (ví dụ: mạng cục bộ, mạng diện rộng,...); theo topo (mô hình ghép nối mạng) (ví dụ: điểm-điểm (point-to-point) hay broadcast); hoặc theo kiểu đường truyền thông mà mạng sử dụng và cách chuyển dữ liệu đi (ví dụ mạng chuyên mạch ảo, hay chuyên mạch gói).



Hình 1.3 Một mạng LAN đơn giản

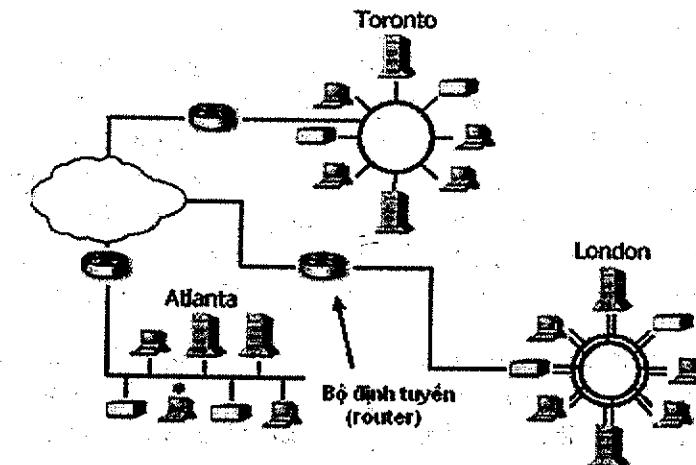
Phân loại mạng theo diện hoạt động

Nếu phân loại theo diện hoạt động, mạng máy tính có thể được phân chia thành:

- Mạng cục bộ (Local Area Network - LAN);
- Mạng diện rộng (Wide Area network - WAN);
- Mạng đô thị (Metropolitan Area network - MAN);
- Mạng toàn cầu (Global Area network - GAN);
- Mạng cá nhân (Personal Area network - PAN);
- Mạng lưu trữ (Storage Area Network - SAN).

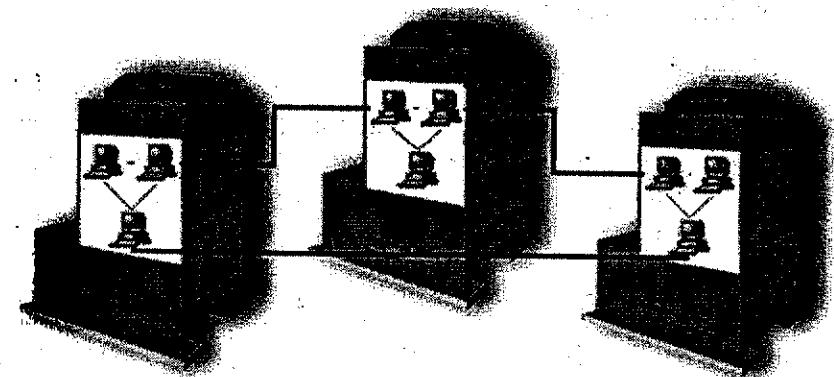
Mạng cục bộ (LAN) liên kết các tài nguyên máy tính trong một vùng địa lý có kích thước hạn chế. Đó có thể là một phòng, vài phòng trong một tòa nhà, hoặc vài tòa nhà trong một khu nhà. Cụm từ “kích thước hạn chế” không được xác định cụ thể nên một số người xác định phạm vi của mạng LAN bằng cách định bán kính nằm trong khoảng vài chục mét đến vài km. IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers) xác định bán kính của mạng LAN nhỏ hơn 10km. Ví dụ về một số công nghệ mạng LAN: Ethernet/802.3, Token Ring, mạng FDDI (Fiber Distributed Data Interface).

Mạng diện rộng (WAN) liên kết các tài nguyên máy tính trong một vùng địa lý rộng (có bán kính trên 100km) như thị xã, thành phố, tỉnh/bang, quốc gia. Có thể coi mạng WAN gồm nhiều mạng LAN khác nhau. Ví dụ một số công nghệ mạng WAN: ISDN (Integrated Services Data Network), frame relay, SMDS (Switched Multimegabit Data Service) và ATM (Asynchronous Transfer Mode).



Hình 1. 4 Mạng WAN - kết hợp của nhiều mạng LAN qua các router

Một số người phân biệt kỹ hơn giữa mạng LAN và WAN. Do vậy xuất hiện phân loại **Mạng đô thị (MAN)**. MAN liên kết các tài nguyên máy tính trong một thành phố. Giả sử có một công ty kinh doanh có nhiều tòa nhà trong tỉnh/thành phố. Mỗi tòa nhà có một mạng LAN riêng, những mạng LAN này được kết nối với nhau, kết quả ta có một mạng MAN vì tất cả các tòa nhà là ở trong cùng một tỉnh/thành phố. Nhìn chung, MAN được dùng để chỉ các mạng có diện hoạt động lớn hơn LAN nhưng nhỏ hơn WAN.



Hình 1. 5 Mạng MAN - kết hợp nhiều mạng LAN trong một khu vực địa lý

Một loại mạng nữa là **Mạng cá nhân (PAN)**, chỉ mạng máy tính nhỏ **được** trong gia đình. Giá máy tính ngày càng rẻ làm cho số gia đình có

nhiều máy tính ngày càng tăng nhanh, dẫn đến nhu cầu xuất hiện mạng PAN vì người ta nhận ra ưu điểm của việc kết nối các máy tính trong gia đình. Ví dụ, có thể nối các máy tính trong nhà đến cùng một máy in, không cần phải mua máy in cho mỗi máy tính. PAN cũng cho phép cả gia đình sử dụng một máy làm file server chứa tất cả phần mềm ứng dụng và dữ liệu người dùng; có thể truy cập đến server này từ bất cứ máy nào nối với mạng gia đình. PAN cũng giúp các thành viên trong gia đình truy cập đến bất cứ tài nguyên nào được dùng chung trong gia đình từ các vị trí khác nhau trong nhà.

Mạng toàn cầu (GAN) là mạng của các mạng WAN, trải rộng trên phạm vi toàn cầu. Ví dụ, nhiều công ty xuyên quốc gia hoạt động trên nhiều nước trên thế giới. Việc kết nối mạng của các công ty con lại với nhau tạo thành mạng GAN. Mạng toàn cầu Internet cũng là một mạng GAN đặc biệt.

Phân loại mạng theo mô hình ghép nối

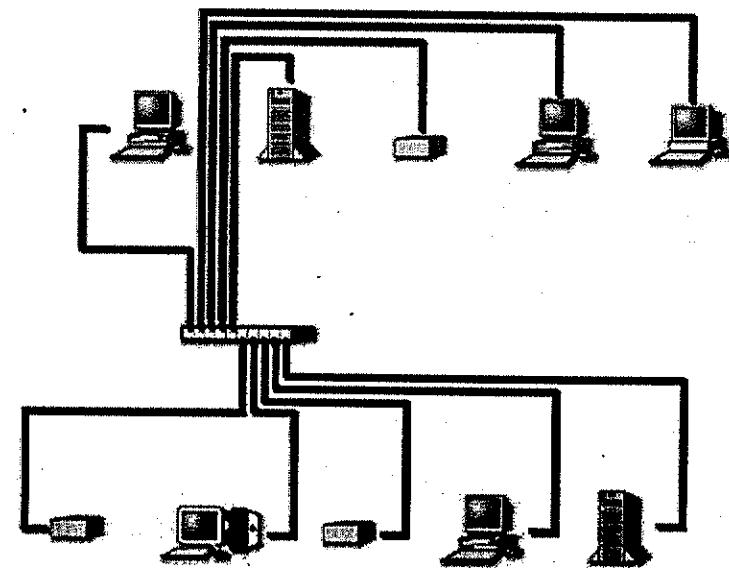
Một cách khác để phân loại mạng là theo topo - mô hình ghép nối mạng, hay còn gọi là hình trạng mạng. Topo mạng gần giống như bản đồ đường phố. Nó mô tả chi tiết cách thức kết nối các thành phần chính của mạng (các nút) và các đường truyền. Có thể so sánh topo mạng với bản thiết kế của một ngôi nhà, trong đó hệ thống điện, sưởi, điều hòa, và nước được tích hợp với nhau trong một thiết kế chung nhất, hoàn chỉnh. Có 3 chiến lược kết nối tổng quát: điểm-điểm (point-to-point), broadcast (điểm-nhiều điểm) và multidrop (đa chặng).

Mô hình điểm-điểm (point-to-point)

Mạng point-to-point gồm nhiều nút, mỗi nút chỉ có thể liên lạc với nút liền kề qua đường liên kết trực tiếp. Mạng point-to-point có thể bao gồm hàng ngàn nút, mỗi nút nối trực tiếp với một số nút nào đó. Nếu một nút cần liên lạc với nút không liền kề, nó buộc phải liên lạc gián tiếp thông qua chuỗi các nút khác. Đầu tiên, nút nguồn chuyển thông điệp tới nút liền kề với mình. Sau đó thông điệp này sẽ được chuyển tuần tự qua dãy các nút liền kề nhau cho đến khi đến được nút đích. Việc chuyển dữ liệu thông qua nút liền kề đến một nút khác thường được gọi là bridging hoặc routing (định tuyến) – tùy thuộc vào kỹ thuật truyền tin (bridging được thảo luận trong chương 5; routing được thảo luận trong chương 4). Có một số topo mạng dựa trên mô hình point-to-point. Xét hai dạng topo mạng point-to-point phổ biến: star (hình sao) và tree (dạng cây).

Star (Hình sao)

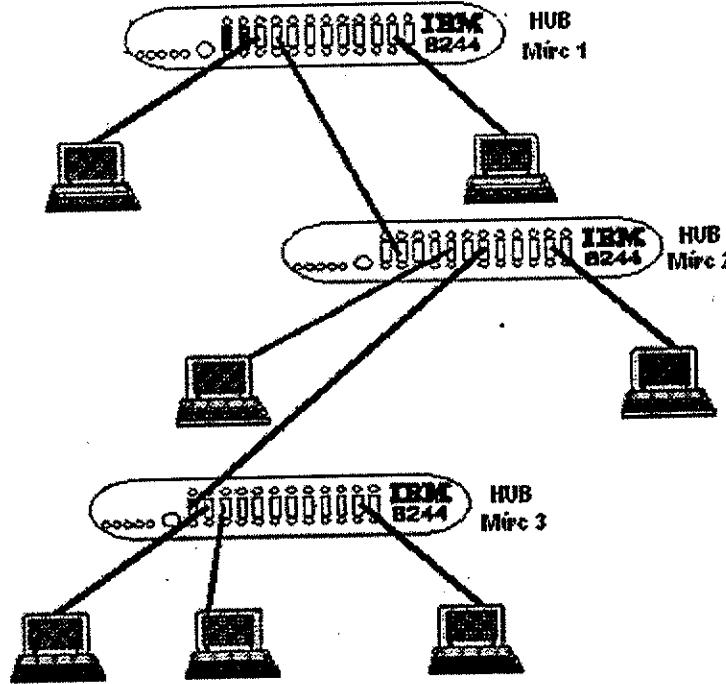
Đặc điểm chính của mạng hình sao là có một hub xử lý trung tâm – hub này là trung tâm truyền tin cho tất cả các nút. Cấu hình mạng hình sao đơn giản được minh họa trong hình 1.6. Để các nút có thể truyền thông cho nhau, tất cả dữ liệu phải được chuyển qua hub. Do đó khi hub ngừng hoạt động thì toàn bộ mạng sụp đổ. Hình 1.6 minh họa một mạng 10BASE-T (một dạng Ethernet), gồm các nút được nối trực tiếp với một Ethernet switch thông qua một cáp xoắn đôi trần (UTP – unshielded twisted-pair cable). (Mạng 10BASE-T, switched Ethernet và cáp UTP được thảo luận chi tiết trong chương 5).



Hình 1.6 Các thiết bị nối vào một HUB duy nhất. Mô hình sao

Tree (Cây)

Mô hình cây là mô hình phân cấp, gồm một nút gốc hoặc một hub nối đến các nút mức hai hoặc hub mức hai. Các thiết bị ở mức hai lại được nối đến các thiết bị ở mức ba, mức ba được nối đến các thiết bị ở mức bốn... Mạng hình cây đơn giản được minh họa trên hình 1.7. Kiến trúc mạng IEEE 802.12, hay còn gọi là 100VG-AnyLAN, áp dụng mô hình này trong đó các hub được sắp thành tầng tạo thành mô hình phân cấp. Mô hình cây được minh họa trong hình 1.7.



Hình 1.7 Mô hình cây

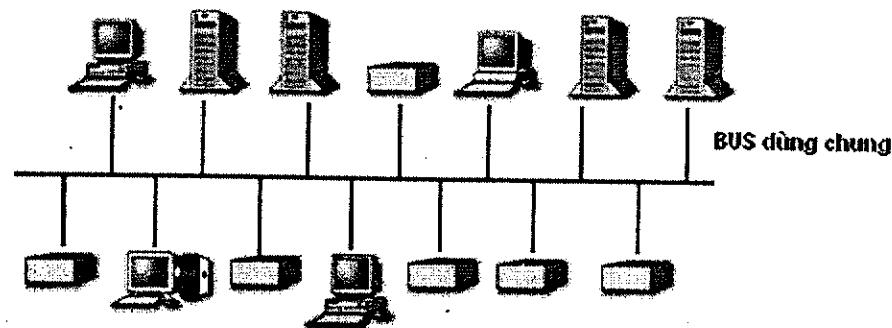
Mô hình điểm - nhiều điểm (Broadcast)

Mô hình này gồm các nút dùng chung một kênh truyền thông. Khác với mô hình điểm - điểm, dữ liệu từ một máy gửi đi sẽ được truyền đến tất cả các nút tham gia kênh truyền dùng chung. Các máy sẽ kiểm tra xem liệu chúng có phải là đích đến của thông điệp nhận được hay không bằng cách kiểm tra địa chỉ đến (destination address) của thông điệp. (Khái niệm địa chỉ sẽ được thảo luận trong phần tiếp theo). Các máy không phải là đích của thông điệp sẽ bỏ qua thông điệp. Chỉ có nút đích của thông điệp mới tiếp nhận thông điệp. Điều này cũng tương tự như một lớp học gồm nhiều sinh viên và một giáo viên. Nếu giáo viên đưa ra một câu hỏi, tất cả sinh viên đều nghe thấy câu hỏi nhưng chỉ sinh viên được giáo viên chỉ định mới trả lời câu hỏi này. Môi trường dùng chung ở đây chính là không khí, câu hỏi của giáo viên là một dạng thông điệp, lan truyền trong không khí và đến tai tất cả các sinh viên (các nút).

Mô hình điểm - nhiều điểm có một số dạng topo phổ biến, đó là bus và ring. Các hệ thống truyền thông vệ tinh cũng dựa trên mô hình điểm - nhiều điểm.

Bus

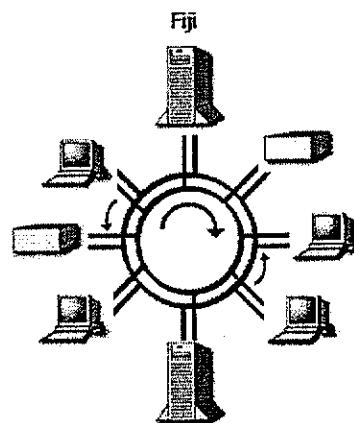
Một cấu hình bus điển hình được minh họa trong hình 1.8. Rõ ràng topo dạng bus thuộc mô hình điểm - nhiều điểm: các nút mạng được nối đến cùng một kênh truyền. Ví dụ điển hình về mạng có topo dạng bus là mạng Ethernet đồng trục (xem chương 5).



Hình 1.8 Mạng Ethernet với Bus dùng chung

Ring

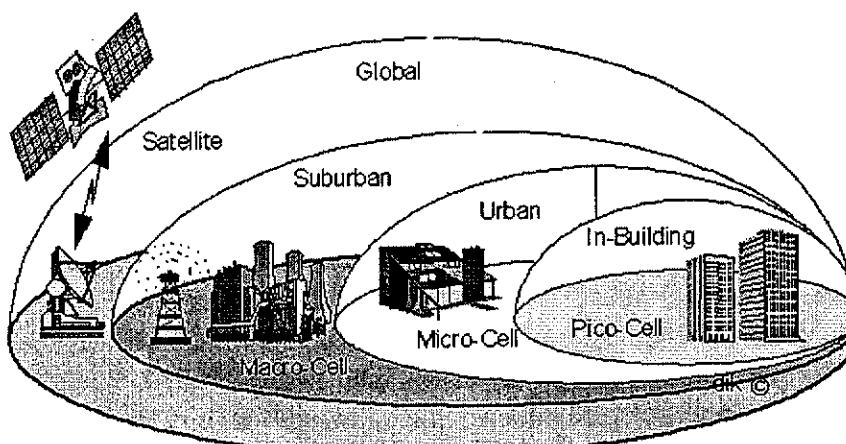
Trong cấu hình ring, tất cả các nút được nối đến một vòng - môi trường truyền thông dùng chung. Trong topo dạng ring truyền thông, thông điệp được truyền lần lượt qua các nút trên vòng. Phụ thuộc vào công nghệ sử dụng, hướng truyền có thể thuận hay nghịch chiều kim đồng hồ. Chú ý rằng mặc dù dữ liệu được chuyển từ nút nọ đến nút kia, ring vẫn không phải là một topo thuộc mô hình điểm - điểm vì các nút dùng chung một kênh truyền. Vì vậy, về mặt logic, trong topo dạng ring tất cả các nút dùng chung một kênh truyền, nhưng về mặt vật lý, việc truyền thông thuộc mô hình điểm - điểm. Trường hợp này cũng giống như topo dạng bus và tất cả các hệ thống điểm - nhiều điểm khác, mạng dạng ring cần một số phương pháp để quản lý việc truy cập vòng đồng thời.



Hình 1.9 Mạng FDDI có topo dạng Ring

Vệ tinh

Trong hệ thống truyền thông vệ tinh, việc truyền dữ liệu từ một ăngten trên mặt đất đến vệ tinh thường là mô hình điểm-điểm. Tuy nhiên, tất cả các nút nằm trong mạng đều có thể nhận được dữ liệu từ vệ tinh truyền xuống - vệ tinh phát quảng bá xuống một hoặc nhiều trạm trên mặt đất. Do đó, các hệ thống truyền thông vệ tinh được xếp vào mô hình điểm - nhiều điểm (broadcast). Ví dụ, rất nhiều trường học ở Mỹ có khả năng nhận tin từ vệ tinh. Bất cứ chương trình giáo dục nào được phát quảng bá qua hệ thống vệ tinh đều được các trường học thu được bằng cách điều chỉnh thiết bị nhận đến một tần số thích hợp. Mạng vệ tinh được minh họa trên hình 1.10.



Hình 1.10 Vệ tinh và các khu vực phủ sóng

Trong mô hình điểm - nhiều điểm có rất nhiều kiểu truyền thông điệp khác nhau:

unicast - chỉ có một thiết bị nhận thông điệp.

multicast - một nhóm thiết bị nhận thông điệp. Chính tầng network của thiết bị nhận sẽ kiểm tra xem thiết bị nhận đó có nằm trong nhóm nhận thông điệp không.

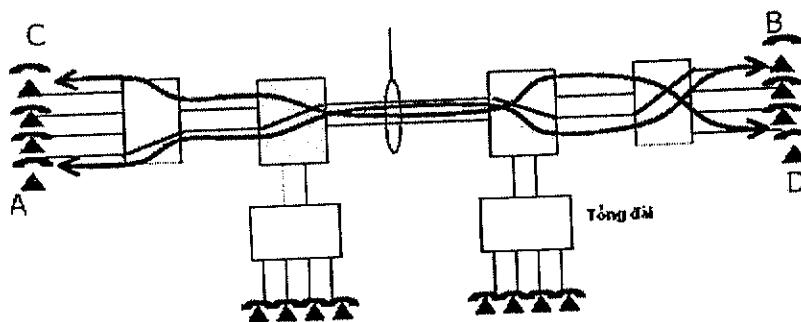
broadcast - tất cả các thiết bị trong mạng nhận thông điệp. Thông điệp broadcast là một thông điệp multicast đặc biệt.

Một đặc điểm khác của mô hình điểm - nhiều điểm là khái niệm tranh chấp (contention). Do tất cả các nút cùng dùng chung một kênh truyền, chúng phải “tranh nhau” kênh truyền khi có nhu cầu gửi giữ liệu. Do vậy mạng dựa trên mô hình broadcast cần giải quyết vấn đề nhiều nút muốn truyền dữ liệu tại cùng một thời điểm. Rất nhiều giao thức được đưa ra để giải quyết tranh chấp giữa các nút và sẽ được trình bày trong chương 5.

Phân loại mạng theo kiểu chuyển

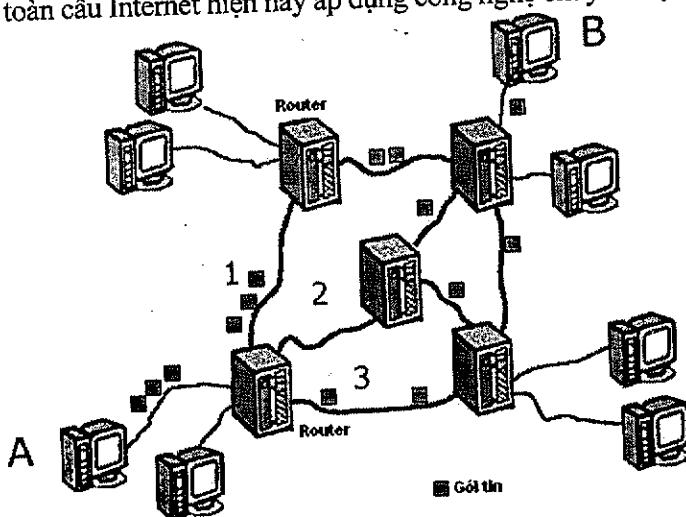
Ngoài việc phân loại theo diện hoạt động và topo, mạng còn được phân loại theo kiểu truyền thông mà chúng sử dụng, cùng với cách dữ liệu được truyền đi. Hai phân loại điển hình là mạng chuyển mạch ảo (virtual circuit-switched) và mạng chuyển gói (packet-switched).

Trong mạng *chuyển mạch ảo* (*circuit-switched*), phải thiết lập mạch vật lý giữa nút nguồn và đích trước khi chuyển dữ liệu thực sự. Mạch này tồn tại trong suốt thời gian chuyển dữ liệu. Mạng điện thoại công cộng là một ví dụ về mạng chuyển mạch ảo. Khi gọi điện thoại, một đường truyền vật lý trực tiếp được thiết lập giữa máy điện thoại của người gọi và máy điện thoại của người nhận. Đường truyền này là một kết nối điểm - điểm, liên kết các bộ chuyển mạch (switch) trong các tổng đài của công ty điện thoại lại với nhau. Sau khi đã được thiết lập, đường truyền chỉ dành riêng để truyền dữ liệu cho cuộc gọi hiện thời. Sau khi truyền xong dữ liệu (cuộc gọi kết thúc), mạch được giải phóng và có thể được cấp phát cho cuộc gọi khác. Như vậy, chuyển mạch làm tăng khả năng chia sẻ đường truyền (link) vì cùng một mạch có thể được sử dụng cho nhiều quá trình truyền khác nhau, mặc dù không cùng một thời điểm.



Hình 1.11 Mạng điện thoại - chuyển mạch ào

Trong **mạng chuyển gói (packet-switched network)**, thông điệp đầu tiên được chia thành những đơn vị nhỏ hơn gọi là gói (packet), sau những packet lần lượt được gửi tới nút nhận qua mạng lưới các thiết bị chuyển packet là switch. Packet là một đơn vị dữ liệu nhỏ nhất có thể truyền trên mạng. Mỗi packet mang thông tin về địa chỉ nút nhận cùng số thứ tự của mình. Khi packet đến thiết bị trung gian, thiết bị này căn cứ vào địa chỉ đích của packet để quyết định xem sẽ chuyển packet đi theo hướng nào để đến được thiết bị kế tiếp. Do cấu hình của toàn bộ hệ thống có thể thay đổi nên các packet của cùng một thông điệp có thể đến đích theo những tuyến đường khác nhau. Điều này cũng giống như việc gửi thư. Khi nhận được thư, bưu cục sẽ căn cứ vào địa chỉ người nhận để chuyển đến nơi thích hợp. Mạng toàn cầu Internet hiện nay áp dụng công nghệ chuyển mạch gói này.



Hình 1.12 Mạng chuyển mạch gói – các gói tin đi theo nhiều tuyến đường khác nhau từ A đến B

1.1.4 Địa chỉ mạng, định tuyến, tính tin cậy, tính liên tác và an ninh mạng

Khái niệm mạng máy tính liên quan đến nhiều yếu tố, trong đó có địa chỉ, định tuyến, tính tin cậy, tính liên tác, và an ninh mạng. Phần dưới đây trình bày ngắn gọn về những yếu tố này.

Địa chỉ (Address)

Khái niệm địa chỉ liên quan đến việc gắn cho mỗi nút mạng một địa chỉ duy nhất - cho phép các thiết bị khác định vị được nó. Điều này giống như địa chỉ của một ngôi nhà - tên phố sẽ chỉ cho biết khu vực cần đi đến, số nhà xác định chính xác nhà cần đến. Một ví dụ khác là hệ thống điện thoại. Mỗi điện thoại có mã vùng và một số (địa chỉ). Mã vùng cung cấp thông tin về vị trí vùng của điện thoại, còn số điện thoại là số xác định duy nhất máy điện thoại trong vùng. Hệ thống các thiết bị chuyển mạch trong công ty điện thoại được lập trình để tạo nên một kênh truyền giữa hai thiết bị. Về thực chất mã vùng lại được phân cấp thành mã quốc gia và mã khu vực.

Routing - Định tuyến

Định tuyến xác định tuyến đường mà dữ liệu sẽ đi qua trong quá trình chuyển từ nút nhận đến nút gửi. Chức năng định tuyến được thực hiện bởi một thiết bị phần cứng đặc biệt: router (thiết bị định tuyến). Việc lựa chọn tuyến đường tốt nhất phải dựa trên một tiêu chuẩn cụ thể - được gọi là độ đo (metric). Các độ đo định tuyến phổ biến là: khoảng cách, số chặng (hop) và băng thông.

Tính tin cậy

Tính tin cậy chỉ tính toàn vẹn dữ liệu - đảm bảo dữ liệu nhận được giống hệt dữ liệu gửi đi. Mạng máy tính không phải là hệ thống không có lỗi. Trong thực tế, lỗi có thể xuất hiện trên tất cả các môi trường truyền. Vì vậy cần phải thiết kế sao cho hệ thống có khả năng xử lý lỗi. Một trong những phương pháp điển hình là thêm thông tin dư thừa vào dữ liệu chuyển đi sao cho phía nhận phát hiện được lỗi (nếu có). Khi phát hiện ra lỗi, phía

nhận có thể: (1) yêu cầu truyền lại dữ liệu bị lỗi, hoặc (2) kiểm tra xem dữ liệu đúng là gì và sửa lại dữ liệu bị lỗi. Cách thứ nhất là sửa lỗi bằng cách yêu cầu truyền lại, cách thứ hai là tự sửa lỗi. Để sửa được lỗi, phải dò tìm lỗi. Việc tự sửa lỗi nói chung khó thực hiện. Hầu hết các mạng ngày nay đều được thiết kế có khả năng phát hiện lỗi (error detection). Có hai cách để phát hiện lỗi thông dụng là kiểm tra bit chẵn/lẻ và mã dư thừa vòng (CRC – Cyclic Redundancy Check). Hai kỹ thuật này được trình bày trong chương 5.

Tính liên tác (interoperability)

Tính liên tác (interoperability) chỉ khả năng các sản phẩm (phần cứng và phần mềm) của các hãng sản xuất khác nhau có thể giao tiếp được với nhau trong mạng. Trong thời kì hoàng kim của các mạng độc quyền (của tư nhân, hãng sản xuất, hoặc một tổ chức), không cần phải quan tâm đến tính liên tác, miễn là các thành phần cấu thành mạng đều là sản phẩm và giao thức của cùng một hãng sản xuất. Khi hãng sản xuất thứ ba phát triển ứng dụng có tính năng được cải tiến hơn ứng dụng của hãng sản xuất độc quyền, hãng sản xuất thứ ba phải được sự đồng ý của nhà sản xuất độc quyền - tức là hãng sản xuất thứ ba phải trả phí bản quyền. Ngày nay, với bộ giao thức "mở" TCP/IP, các hãng sản xuất - những người viết và bán các ứng dụng dựa trên TCP/IP được tự do làm những điều họ muốn, không phải lo ngại về việc vi phạm bản quyền. Hầu hết các hãng sản xuất máy tính đều cố gắng để sản phẩm của mình tương thích với sản phẩm của hãng sản xuất khác.

An ninh

An ninh mạng chỉ việc bảo vệ mọi thứ trong mạng, bao gồm dữ liệu, phương tiện truyền thông và các thiết bị. An ninh mạng còn bao gồm các chức năng quản trị, các công cụ kỹ thuật và thiết bị như các sản phẩm mã hóa, các sản phẩm kiểm soát truy cập mạng (ví dụ: tường lửa firewall - thiết bị phần cứng đặc biệt bảo vệ mạng với thế giới bên ngoài). An ninh mạng cũng bao gồm việc định ra những chính sách sử dụng tài nguyên mạng, kiểm tra xem tài nguyên mạng có được sử dụng phù hợp với chính sách đã định trước hay không, quy định và kiểm tra chỉ những người có đủ quyền mới được sử dụng các tài nguyên đó...

1.1.5 Chuẩn mạng

Chuẩn mạng định nghĩa các giao tiếp phần cứng, giao thức truyền thông, kiến trúc mạng... Chuẩn mạng thiết lập những quy tắc hay các quy ước cụ thể mà các bên tham gia truyền thông cần tuân thủ. Chúng làm tăng khả năng giao tiếp giữa sản phẩm phần cứng và phần mềm của các hãng sản xuất khác nhau. Chuẩn được xây dựng thông qua các tổ chức chuẩn hóa. Những tổ chức này được chia thành bốn loại chính: (a) quốc gia, (b) vùng, (c) quốc tế và (d) ngành/hội thương mại/hội nghề. Thành viên của tổ chức chuẩn thường là đại diện của chính phủ, viện nghiên cứu và hãng sản xuất. Quá trình xây dựng chuẩn phải đảm bảo được tính thống nhất, vì vậy thường kéo dài, đôi khi phải mất nhiều năm mới cho ra đời được một chuẩn chính thức. Quá trình này cũng bị ảnh hưởng bởi các yếu tố khác như kinh tế, chính trị.

Chuẩn chính thức (De jure standard)

Chuẩn chính thức được công nhận bởi những tổ chức chuẩn hóa chuyên nghiệp. Ví dụ, những giao thức về modem được xây dựng bởi Hiệp hội truyền thông quốc tế (International Telecommunications Union – ITU), hay chuẩn EIA/TIA-568 dùng cho Commercial Building Telecommunications Wiring được xây dựng bởi Electronic Industries Association - EIA và Telecommunications Industries Association - TIA, hoặc các chuẩn cho mạng cục bộ được xây dựng bởi Institute for Electrical and Electronic Engineers – IEEE. (Các chuẩn này sẽ được trình bày chi tiết trong các chương sau).

Chuẩn thực tế (De facto standard)

Chuẩn thực tế là chuẩn tồn tại trong thực tế chứ không phải do các tổ chức chuẩn hóa xây dựng nên. Chúng được phát triển thông qua sự chấp nhận của toàn ngành đối với chuẩn nào đó của một hãng nhà sản xuất cụ thể. Ví dụ một chuẩn thực tế là Network File System (NFS) - giao thức chia sẻ file của hãng Sun Microsystems. Sun đã công khai đặc tả của giao thức này, do đó những nhà sản xuất khác có thể tự do triển khai. Kết quả NFS được sử dụng rộng rãi và được coi như một chuẩn thực tế. Hiện tại, NFS được cài đặt trên rất nhiều hệ thống UNIX khác nhau (Sun, IBM, Silicon Graphics, Compaq, và HP), cũng như các hệ thống dựa trên Macintosh và Intel. Một chuẩn thực tế khác là Java - ngôn ngữ lập trình Web được phát triển bởi hãng Sun Microsystems.

Chuẩn riêng của hãng

Chuẩn của hãng quy định những yêu cầu cụ thể của một nhà sản xuất nào đó. Những đặc tả này không được công khai, chỉ được tuân theo và chấp nhận bởi chính hãng sản xuất đề nghị ra nó. Trong thời kì đầu của mạng, các chuẩn của hãng thống trị. Mặc dù ngày nay những chuẩn như vậy không còn được tán thành nữa song chúng vẫn tồn tại rất nhiều. Được biết đến nhiều nhất phải kể đến các chuẩn của IBM (ví dụ: SNA - kiến trúc hệ thống mạng của IBM, giao thức IPX của Novell - dựa trên giao thức XNS của Xerox). Chuẩn riêng của hãng trói buộc khách hàng vào giải pháp của một nhà sản xuất cụ thể, làm cho họ gặp khó khăn khi sử dụng sản phẩm (phần cứng hoặc phần mềm) của các hãng sản xuất khác.

Chuẩn hiệp hội

Chuẩn hiệp hội tương tự như chuẩn chính thức theo nghĩa chúng là sản phẩm của quá trình chuẩn hóa. Điểm khác nhau là quá trình lập kế hoạch và chuẩn hóa những chuẩn này không chịu sự quản lý của các tổ chức chuẩn hóa chuyên nghiệp. Thay vào đó, đặc tả cho các chuẩn được thiết kế và thỏa thuận bởi nhóm các nhà sản xuất thành lập nên hiệp hội, với một mục đích cụ thể: đạt được mục tiêu chung. Những nhà sản xuất này cam kết hỗ trợ cho các chuẩn được phát triển bởi hiệp hội, và phát triển những sản phẩm tuân theo chuẩn này. Ví dụ về các chuẩn hiệp hội như Fast Ethernet, Asynchronous Transfer Mode (ATM Forum) hay Gigabit Ethernet.

1.2 MÔ HÌNH OSI

Tổ chức ISO (International Standards Organization) được thành lập năm 1971 với mục đích xây dựng các tiêu chuẩn quốc tế. Một trong các chuẩn ISO định nghĩa các mặt của truyền thông mạng là mô hình OSI - Open Systems Interconnection (Mô hình liên kết giữa các hệ thống mở). Đây là mô hình cho phép bất cứ hai hệ thống nào (cho dù khác nhau) có thể truyền thông với nhau mà không cần quan tâm đến kiến trúc bên dưới của chúng. Các giao thức của riêng một hãng sản xuất thường ngăn ngừa việc truyền thông giữa hai hệ thống không cùng một kiểu. Mô hình OSI ra đời

với mục đích cho phép hai hệ thống bất kì truyền thông với nhau mà không cần thay đổi bất cứ phần cứng hoặc phần mềm nào bên dưới. Mô hình OSI không phải là một giao thức; nó là một mô hình để nhận biết và thiết kế một kiến trúc mạng linh động, vững chắc và có khả năng liên tác. Chú ý ISO là tên tổ chức, OSI là một mô hình.

1.2.1 Mô hình

Mô hình OSI được phân tầng với mục đích thiết kế các hệ thống mạng cho phép tất cả các kiểu hệ thống máy tính khác nhau có thể truyền thông với nhau. Mô hình gồm 7 tầng riêng biệt nhưng có liên quan đến nhau, mỗi tầng định nghĩa một phần của quá trình truyền thông tin trên mạng. Những quy tắc cơ bản của mô hình OSI là nền tảng cơ bản để nghiên cứu chi tiết truyền thông dữ liệu.

Thực ra trong cuộc sống, chúng ta gặp khá nhiều ví dụ về việc phân tầng. Giả sử người A viết thư gửi cho người B. Sau khi viết thư xong, A cho thư vào phong bì, dán kín, ghi địa chỉ của B, dán tem và nhét bức thư vào hộp thư ở bưu điện. Giữa A và B, đơn vị dữ liệu trao đổi là các lá thư. Bức thư có thể xem là dữ liệu thực sự trong khi phong bì thư có thể xem là một loại tiêu đề chứa các thông tin điều khiển. Hệ thống bưu điện (bao gồm nhiều bưu cục – là các trạm trung gian mà bức thư sẽ đi qua) chịu trách nhiệm chuyển bức thư tới địa chỉ của B. Với ví dụ này tầng dưới (hệ thống bưu điện) sẽ cung cấp dịch vụ chuyển thư cho tầng trên (A và B). A và B chỉ quan tâm đến nội dung bức thư, khuôn dạng thư, ngôn ngữ viết trong thư... mà không cần quan tâm đến làm thế nào để thư có thể chuyển tới B. Đây chính là ưu điểm của việc phân tầng: tầng trên sử dụng dịch vụ của tầng dưới nhưng không cần quan tâm đến cách thức thực hiện dịch vụ đó.

Kiến trúc phân tầng

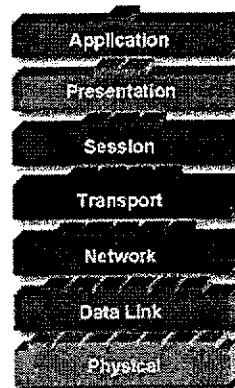
Mô hình OSI gồm 7 tầng (Hình 1.13):

Tầng vật lý (Physical layer)

Tầng liên kết dữ liệu (Datalink layer)

Tầng mạng (Network layer)

Tầng giao vận (Transport layer)
 Tầng phiên (Session layer)
 Tầng trình diễn (Presentation layer)
 Tầng ứng dụng (Application layer).



Hình 1.13 Bảy tầng trong mô hình OSI

Trong lịch sử

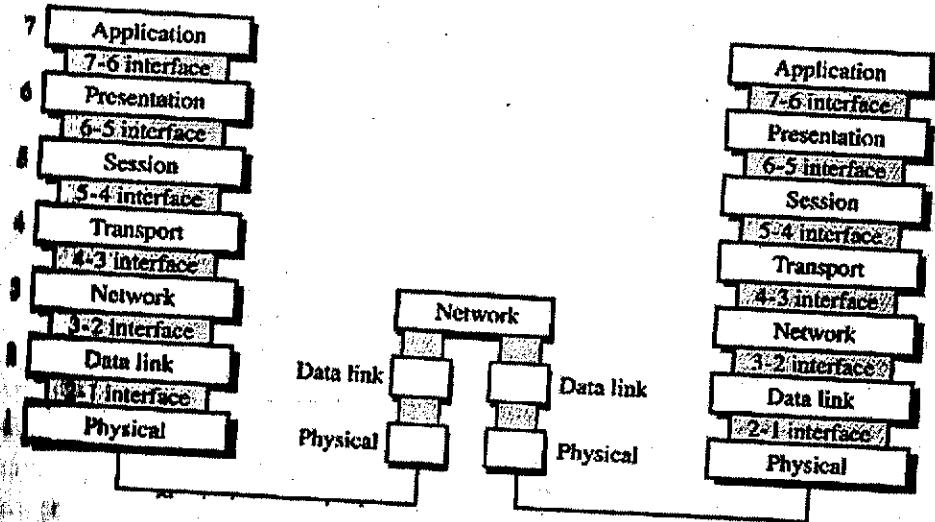
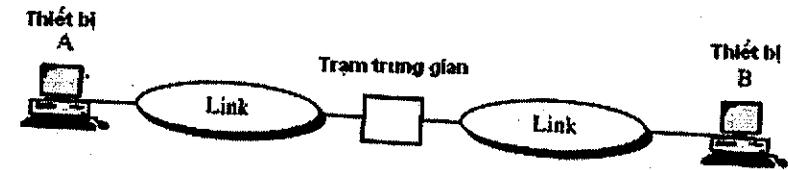
LỊCH SỬ MÔ HÌNH 7 TẦNG

Phản lối công việc thiết kế mô hình OSI được thực hiện bởi hai nhà nghiên cứu Mike Canepa và Charlie Bachman tại công ty Honeywell Information Systems. Mục tiêu của nhóm nghiên cứu này là phát triển một hệ thống nguyên mẫu cùng một bản kế hoạch phát triển sản phẩm. Nửa đầu thập niên 70, nhóm tập trung vào thiết kế cơ sở dữ liệu có hỗ trợ truy cập từ xa – và do đó cần tới một kiến trúc truyền thông phân tán nhưng có cấu trúc. Sau khi có những nghiên cứu về kiến trúc mạng SNA của IBM, các giao thức đề xuất cho mạng ARPANET, nhóm đã phát triển kiến trúc hệ thống phân tán (DSA – Distributed Systems Architecture) – tiền thân của mô hình 7 tầng ngày nay.

Trong khi đó, Cơ quan chuẩn hóa Anh quốc đề nghị Tổ chức chuẩn quốc tế (ISO) ban hành một kiến trúc chung cho truyền thông phân tán. Theo yêu cầu này, ISO thành lập tiểu ban Kết nối các Hệ thống mở (Open Systems Interconnection – OSI) và yêu cầu Cơ quan chuẩn hóa Hoa Kỳ (ANSI) đưa ra một đề xuất cho phiên họp đầu tiên của OSI.

Bachman và Canepa tham dự những phiên họp đầu tiên với ANSI và đã trình bày mô hình bảy tầng của mình và ngay lập tức mô hình này được lựa chọn để đề xuất cho tiểu ban OSI. Vào tháng 3/1978, khi tiểu ban OSI họp tại Washington, Bachman đã trình bày mô hình của mình. Với một sự nhất trí cao, tiểu ban đã chấp nhận kiến trúc phân tầng này đáp ứng đầy đủ phản hồi các yêu cầu và có khả năng mở rộng dễ thỏa mãn các yêu cầu mới. Phiên bản đầu tiên của mô hình này được công bố vào tháng 3/1978. Phiên bản kế tiếp (với một vài chỉnh sửa) công bố vào tháng 6/1979 và tiếp tục được chỉnh sửa thêm.

Hình 1.14 minh họa mối quan hệ giữa các tầng khi thông điệp được gửi từ thiết bị A đến thiết bị B. Khi đi từ A đến B, thông điệp có thể đi qua nhiều nút trung gian khác. Những nút trung gian này thường chỉ liên quan đến 3 tầng đầu của mô hình OSI. Khi phát triển mô hình, các nhà thiết kế đã phân tích quá trình truyền dữ liệu ra những chức năng cơ bản nhất, và nhóm những chức năng có mục đích (sử dụng) liên quan đến nhau vào các nhóm riêng - còn gọi là tầng (layer). Mỗi tầng đều có chức năng, nhiệm vụ xác định. Bằng cách xác định và khoanh vùng các chức năng trong mô hình, nhà thiết kế đã đưa ra một kiến trúc đạt được cả tính toàn diện và linh hoạt. Quan trọng nhất, mô hình OSI tạo ra tính trong suốt hoàn toàn giữa hai hệ thống không tương thích với nhau.



Hình 1.13 Mô hình OSI

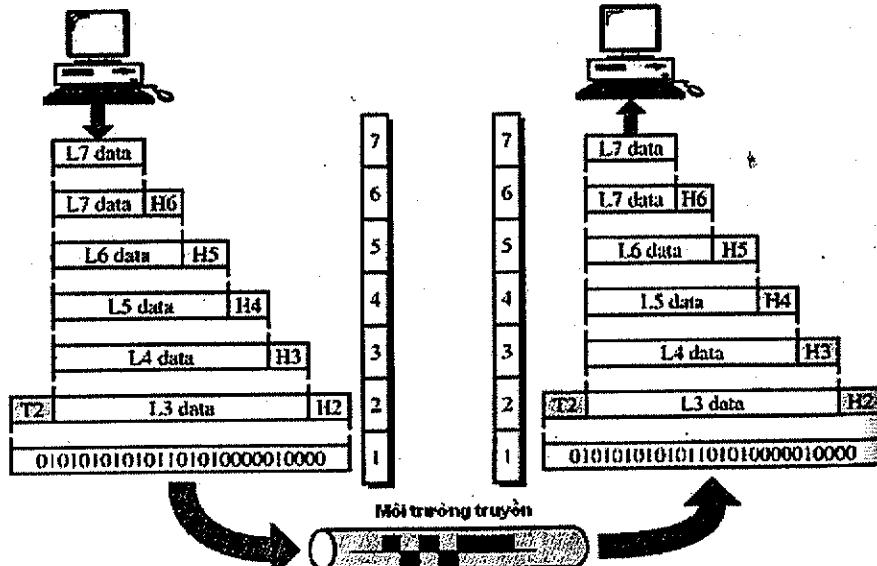
1.1.1 Mô hình ngang hàng (peer-to-peer)

Tại thiết bị đầu cuối, mỗi tầng sử dụng các dịch vụ do tầng bên dưới cung cấp. Ví dụ, tầng 3 sử dụng các dịch vụ do tầng 2 cung cấp và đến lượt

mình lại cung cấp dịch vụ cho tầng 4. Giữa các máy tính, tầng N trên một thiết bị giao tiếp với tầng N trên thiết bị khác. Việc giao tiếp này được tiến hành theo các quy tắc và quy ước đã được thỏa thuận trước-gọi là giao thức.

Tại tầng vật lý, truyền thông diễn ra trực tiếp: A gửi một luồng bit đến B dưới dạng tín hiệu. Tuy nhiên tại các tầng cao hơn trên máy A, dữ liệu được chuyển dần xuống các tầng bên dưới, đến máy B và tiếp tục đi ngược lên các tầng cao hơn (của B). Mỗi tầng trong máy gửi (A) thêm các thông tin của mình vào thông điệp nhận được từ phía trên rồi sau đó chuyển toàn bộ gói dữ liệu xuống tầng phía dưới. Các thông tin được thêm vào này - được gọi là header (tiêu đề chèn trước) và trailer (tiêu đề chèn sau) - là các thông tin điều khiển được thêm vào đầu hay cuối gói dữ liệu. Header được thêm vào thông điệp tại mỗi tầng 6, 5, 4, 3, và 2; trailer được thêm vào tại tầng 2.

Tại tầng 1, gói dữ liệu được chuyển thành dạng tín hiệu có thể truyền đi tới máy nhận. Tại thiết bị nhận, các tiêu đề được lấy ra dần dần trong quá trình chuyển dữ liệu lên trên. Ví dụ, tầng 2 loại bỏ các tiêu đề của tầng 2 và chuyển phần còn lại (dữ liệu) cho tầng 3. Tầng 3 loại bỏ các tiêu đề tầng 3 và chuyển phần dữ liệu cho tầng 4...



Hình 1.14 Dữ liệu được chuyển dọc theo các tầng đi xuống phía dưới

Giao diện giữa các tầng

Trên cùng một máy tính, hai tầng kề nhau trao đổi dữ liệu với nhau qua các giao diện (interface). Giao diện định nghĩa cách thức và khuôn dạng dữ liệu trao đổi giữa hai tầng kề nhau trên cùng một thiết bị. Định nghĩa giao diện giữa các tầng một cách rõ ràng cho phép thay đổi cách thức triển khai tại một tầng mà không ảnh hưởng đến các tầng khác.

Trong thuật ngữ mạng, người ta thường gọi giao diện giữa các tầng là điểm truy cập dịch vụ (Service Access Point – SAP) vì tầng trên yêu cầu dịch vụ của tầng dưới thông qua giao diện.

Tổ chức các tầng

Có thể chia bảy tầng vào ba nhóm. Nhóm tầng hỗ trợ mạng gồm ba tầng: vật lý, liên kết dữ liệu và mạng chịu trách nhiệm về các mặt liên quan đến khía cạnh vật lý khi truyền dữ liệu từ thiết bị này sang thiết bị khác (ví dụ: đặc tả điện, các kết nối vật lý, định địa chỉ vật lý, định thời gian truyền và tính tin cậy). Tầng phiên, trình diễn, và ứng dụng thuộc nhóm tầng hỗ trợ người dùng; chúng tạo ra khả năng liên tác giữa các hệ thống phần mềm khác nhau. Tầng 4 - tầng giao vận đảm bảo việc chuyển dữ liệu đầu cuối (end-to-end) tin cậy, trong khi tầng 2 đảm bảo việc truyền dữ liệu tin cậy trên một đường truyền vật lý riêng lẻ. Nói chung, các tầng trên của mô hình OSI thường được triển khai qua phần mềm trong khi nhóm các tầng dưới được triển khai bằng sự kết hợp của cả phần cứng lẫn phần mềm. Tầng vật lý hầu như được triển khai bởi phần cứng.

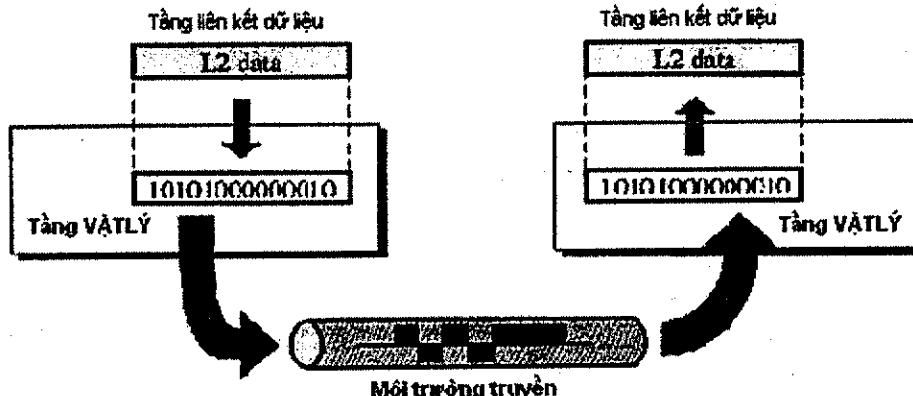
Hình 1.15 mô tả tổng quan các tầng trong mô hình OSI. Trong hình **V6**, (dữ liệu) L7 là đơn vị dữ liệu tại tầng 7, (dữ liệu) L6 là đơn vị dữ liệu tại tầng 6,... Trong thuật ngữ mạng người ta gọi Li là đơn vị dữ liệu giao thức tầng i (iPDU – Protocol Data Unit). Đối với tầng thứ i+1, dữ liệu tầng i truyền cho được gọi là đơn vị dữ liệu dịch vụ (service data unit – SAP). Nói chung PDU chứa SAP và một số thông tin tiêu đề khác. Quá trình được bắt đầu tại tầng 7 (tầng ứng dụng), sau đó chuyển xuống các tầng dưới. Tại mỗi tầng ngoại trừ tầng 7 và tầng 1, header được chèn thêm vào đơn vị dữ liệu. Tại tầng 2, ngoài header, trailer cũng được thêm vào đơn vị dữ liệu. Khi đến tầng vật lý (tầng 1), đơn vị dữ liệu (đã định khuôn dạng) được chuyển thành tín hiệu vật lý và truyền đi qua môi trường vật lý.

Tại nơi nhận, tín hiệu vật lý đến tầng 1 và được chuyển ngược lại thành chuỗi bit. Các đơn vị dữ liệu sau đó sẽ được chuyển dần từ tầng 1 lên các tầng trên trong mô hình OSI. Tại mỗi tầng, các header và trailer được thêm vào khối dữ liệu ở tầng tương ứng bên máy gửi được lấy ra. Khi đến tầng 7, thông điệp đã ở dạng dữ liệu phù hợp và ứng dụng có thể sử dụng.

1.2.2 Chức năng các tầng

Trong phần này, chúng ta sẽ mô tả chi tiết chức năng của từng tầng trong mô hình OSI.

Tầng vật lý



Hình 1.15 Vị trí, vai trò của tầng vật lý

Tầng vật lý thực hiện các chức năng cần thiết để truyền luồng bit dữ liệu đi qua môi trường vật lý. Nó giải quyết những vấn đề liên quan đến đặc điểm kỹ thuật về cơ và điện giữa card ghép nối (interface) với môi trường truyền dẫn. Nó cũng xác định các thủ tục, chức năng mà thiết bị vật lý và thiết bị giao tiếp cần phải tuân thủ. Hình 1.16 minh họa mối quan hệ giữa tầng vật lý với môi trường truyền dẫn và tầng liên kết dữ liệu.

Trong ví dụ chuyển thư, tầng vật lý liên quan đến công nghệ chuyển thư, chẳng hạn là xe đạp, máy bay, tàu hỏa, tàu thủy... dùng chuyên chở các túi thư. Tầng liên kết dữ liệu chuyển lá thư cho tầng vật lý và hy vọng tầng vật lý chuyển lá thư sang phía bên kia của kênh truyền.

Tầng vật lý liên quan đến:

Đặc điểm vật lý của môi trường (thiết bị) giao tiếp và truyền thông: Tầng vật lý xác định đặc điểm/đặc tính giao diện giữa thiết bị và môi trường truyền dẫn. Nó cũng xác định kiểu môi trường truyền dẫn thông tin (xem chương 5).

Biểu diễn bit: Dữ liệu tầng vật lý là luồng bit liên tục (các chuỗi 0 và 1). Để truyền đi, bit phải được mã hóa thành tín hiệu điện hoặc quang. Tầng vật lý xác định phương thức mã hóa (các bit 0 và 1 được chuyển thành tín hiệu như thế nào).

Tốc độ dữ liệu: Tốc độ truyền dẫn - số bit được gửi đi trong một đơn vị thời gian. Nói cách khác, tầng vật lý xác định khoảng thời gian để truyền đi một bit.

Đồng bộ hóa các bit: Máy gửi và nhận phải được đồng bộ hóa ở mức bit. Nói cách khác, đồng hồ của máy gửi và nhận phải được đồng bộ hóa.

Cấu hình đường truyền: Tầng vật lý liên quan đến việc kết nối các thiết bị vào môi trường truyền thông. Trong cấu hình điểm-điểm (point-to-point), hai thiết bị được nối với nhau qua một đường truyền riêng. Trong cấu hình điểm-nhiều điểm (multipoint), một đường truyền được nhiều thiết bị dùng chung.

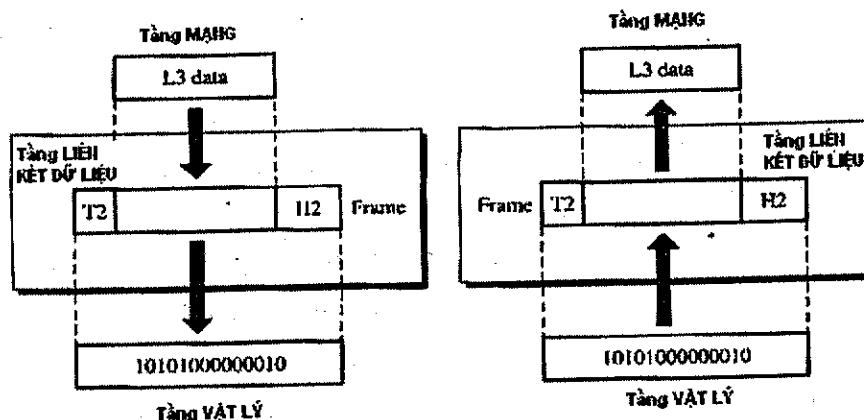
Topo (Mô hình ghép nối) vật lý: Topo vật lý xác định cách nối các thiết bị với nhau để tạo thành mạng. Có thể sử dụng topo dạng lưới (mesh topology) (mỗi thiết bị được nối với tất cả các thiết bị còn lại), topo dạng sao (star topology) (mỗi thiết bị được nối với một thiết bị trung tâm), topo dạng vòng (ring topology) (mỗi thiết bị được nối với một thiết bị bên cạnh, cứ như vậy tạo thành vòng), hay topo dạng bus (mỗi thiết bị được nối đến một đường truyền chung).

Chế độ truyền dẫn: Tầng vật lý xác định hướng truyền dữ liệu giữa hai thiết bị: đơn công (simplex), bán song công (half-duplex), hay song công (full-duplex). Trong chế độ đơn công, một thiết bị chỉ có thể gửi hoặc nhận dữ liệu. Chế độ đơn công là truyền thông một chiều. Trong chế độ bán song công, thiết bị có thể gửi và nhận dữ liệu, nhưng không phải tại cùng một thời

diễn. Trong chế độ song công, thiết bị có thể nhận và gửi dữ liệu tại cùng một thời điểm.

Tầng liên kết dữ liệu

Nhiệm vụ của tầng liên kết dữ liệu là truyền thông giữa hai nút nối trực tiếp với nhau. Nó biến tầng vật lý không tin cậy thành đường truyền tin cậy cho tầng mạng bên trên. Hình 1.17 minh họa mối quan hệ giữa tầng liên kết dữ liệu với tầng mạng và tầng vật lý.



Hình 1.16 Vị trí, vai trò của tầng liên kết dữ liệu

Tầng liên kết dữ liệu chịu trách nhiệm:

Framing – Đóng gói dữ liệu: Tầng liên kết dữ liệu chia luồng bit nhận được từ tầng mạng thành các đơn vị dữ liệu gọi là frame.

Định địa chỉ vật lý: Nếu gói dữ liệu được chuyển đến thiết bị khác trong mạng, tầng liên kết dữ liệu thêm vào tiêu đề của frame địa chỉ vật lý của nơi nhận (địa chỉ đích) và có thể địa chỉ vật lý của nơi gửi (địa chỉ nguồn). Nếu gói dữ liệu được chuyển đến các thiết bị bên ngoài mạng, địa chỉ nhận sẽ là địa chỉ của thiết bị trung gian kết nối mạng ra bên ngoài.

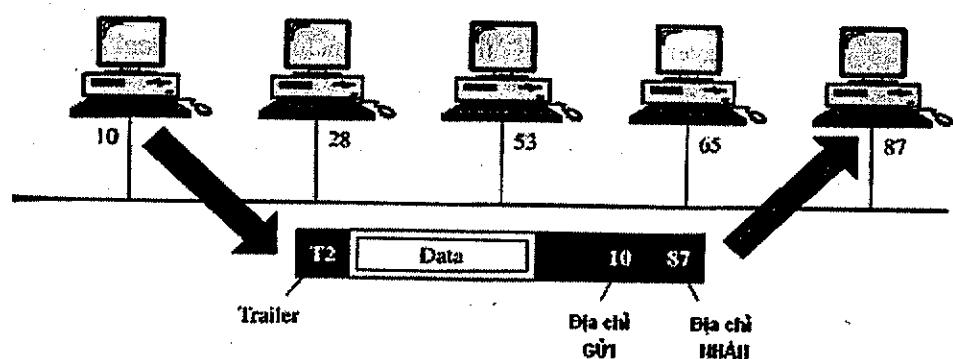
Kiểm soát lưu lượng: Nếu tốc độ nhận dữ liệu nhỏ hơn tốc độ gửi dữ liệu, tầng liên kết dữ liệu phải thực hiện kỹ thuật kiểm soát lưu lượng để ngăn ngừa tình trạng quá tải tại nơi nhận.

Kiểm soát lỗi: Tầng liên kết dữ liệu làm tăng tính tin cậy của tầng vật lý bằng cách sử dụng kỹ thuật phát hiện và truyền lại các frame bị lỗi

hoặc bị mất. Nó cũng sử dụng kỹ thuật xử lý các frame trùng lặp. Kiểm soát lỗi thường được thực hiện bằng cách thêm một trailer vào phần cuối của frame.

Kiểm soát truy cập: Khi nhiều thiết bị dùng chung đường truyền, các giao thức ở tầng liên kết dữ liệu sẽ quyết định thiết bị nào được quyền sử dụng đường truyền tại một thời điểm xác định.

Trong hình 1.18, nút có địa chỉ vật lý 10 gửi frame đến nút có địa chỉ vật lý 87. Hai nút này được nối với nhau qua đường truyền dùng chung. Ở tầng liên kết dữ liệu, header của frame chứa các địa chỉ vật lý. Phần còn lại của header chứa các thông tin cần thiết cho tầng liên kết dữ liệu. Trailer thường chứa các bit dư thừa để kiểm soát lỗi.



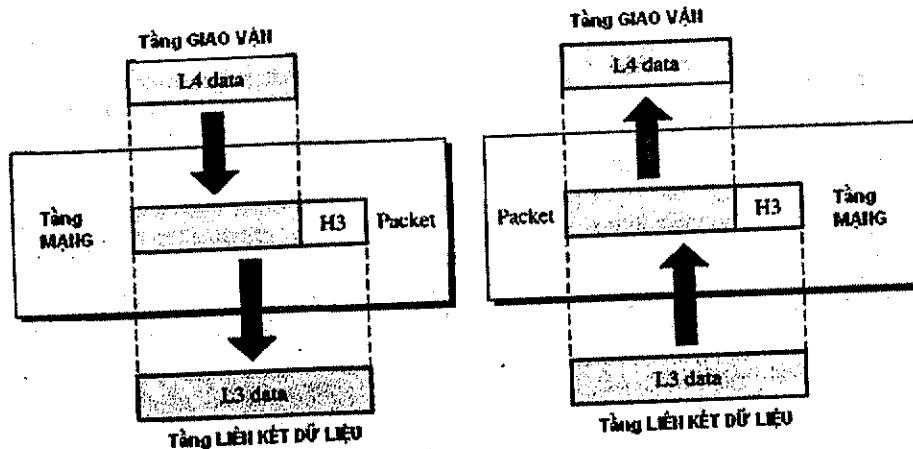
Hình 1.17 Ví dụ về địa chỉ của tầng liên kết dữ liệu

Hãy xét tiếp ví dụ chuyển thư. Sau khi thu thập thư tại hòm thư, nhân viên bưu chính thực hiện việc phân loại thư ra hai nhóm: nhóm thứ nhất gồm các thư gửi tới địa chỉ nằm trong vùng do bưu cục quản lý, nhóm thứ hai chuyển ra phía ngoài. Đối với nhóm thứ hai, nhân viên bưu cục đặt tất cả thư trong một túi thư lớn và chuyển cho bưu cục cấp cao hơn. Các túi thư có thể xem là các “frame”. Hơn thế nữa, địa chỉ trên túi thư sẽ cho phép túi thư được chuyển đến bưu cục cấp cao thích hợp.

Tầng mạng

Tầng mạng chịu trách nhiệm chuyển gói dữ liệu từ nơi gửi đến nơi nhận, gói dữ liệu có thể phải đi qua nhiều mạng (các chặng trung gian). Tầng liên kết dữ liệu thực hiện truyền gói dữ liệu giữa hai thiết bị trong cùng một mạng, còn tầng mạng đảm bảo gói dữ liệu sẽ được chuyển từ nơi gửi đến đúng nơi nhận.

Nếu hai thiết bị nằm trên cùng một môi trường truyền thì rõ ràng không cần tầng mạng. Tuy nhiên, nếu hai thiết bị ở trên hai mạng khác nhau, và giữa chúng có nhiều thiết bị kết nối trung gian thì cần phải có tầng mạng để thực hiện việc chuyển dữ liệu từ nguồn đến đích. Hình 1.19 minh họa mối quan hệ giữa tầng mạng với tầng giao vận và liên kết dữ liệu.



Hình 1.18 Vị trí tầng mạng

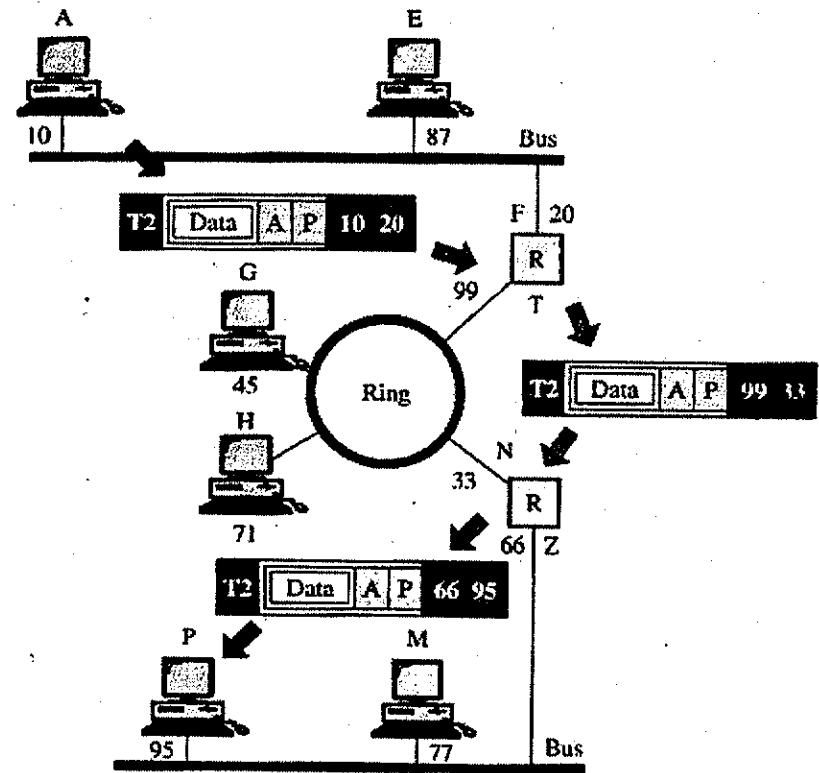
Tầng mạng có nhiệm vụ:

Định địa chỉ logic: Địa chỉ vật lý của tầng liên kết dữ liệu chỉ giải quyết được vấn đề định địa chỉ cục bộ trên một mạng nhỏ. Nếu gói dữ liệu được chuyển sang mạng khác, cần có hệ thống địa chỉ khác để phân biệt giữa hệ thống gửi và hệ thống nhận. Tầng mạng bổ sung thêm tiêu đề - có chứa địa chỉ logic của thiết bị nhận và thiết bị gửi vào mỗi gói dữ liệu gửi đi.

Định tuyến: Khi mạng hoặc các nút riêng rẽ nối với nhau tạo thành một liên mạng (mạng của các mạng), các thiết bị kết nối trung gian (router hoặc gateway) phải xác định tuyến đường (định tuyến) cho gói dữ liệu để chúng đến được đích.

Giả sử trong Hình 1.18, dữ liệu được gửi từ nút có địa chỉ mạng A với địa chỉ vật lý 10 trong một mạng cục bộ tới nút có địa chỉ mạng P với địa chỉ vật lý 95 trong mạng cục bộ khác. Do hai thiết bị thuộc hai mạng khác nhau, chúng ta không thể chỉ sử dụng địa chỉ vật lý vì địa chỉ vật lý chỉ có tác dụng trong mạng cục bộ. Cái chúng ta cần ở đây là một địa chỉ toàn

thể để có thể chuyển packet giữa các mạng khác nhau. Địa chỉ logic có đặc điểm này. Gói dữ liệu tại tầng mạng chứa địa chỉ logic - địa chỉ này không thay đổi khi packet đi từ nơi gửi đến nơi nhận (A và P). Địa chỉ logic không thay đổi khi gói dữ liệu đi từ mạng này sang mạng khác; ngược lại địa chỉ vật lý thay đổi khi packet đi từ mạng này sang mạng khác. Trong hình vẽ, R là router – kiểu thiết bị này sẽ được mô tả kỹ trong chương 3.

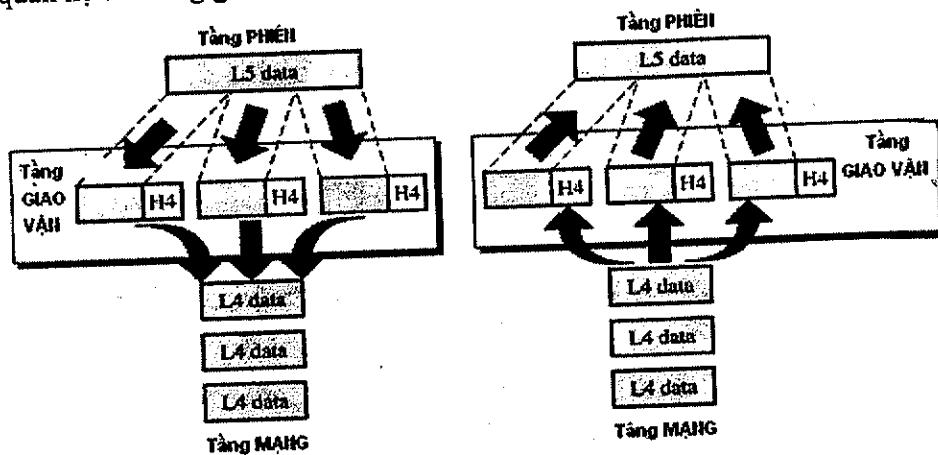


Hình 1.19 Ví dụ về địa chỉ tầng mạng

Các buu cục sẽ cung cấp dịch vụ giống với tầng mạng. Trong mỗi buu cục sẽ có một “bảng định tuyến” cho phép buu tá xác định nơi cần chuyển tiếp bức thư đến. Bức thư sẽ được chuyển đến trạm kế tiếp (buu cục hay địa chỉ nhận) nhờ vào dịch vụ của tầng liên kết dữ liệu. Rõ ràng rằng thư sẽ chuyển trên các chặng có thể bằng những phương thức hoàn toàn khác nhau (bằng ô tô, máy bay...). Điểm khác biệt duy nhất giữa mạng buu chính và mạng máy tính là topo của mạng buu chính gần như không thay đổi theo thời gian, do vậy việc định tuyến gần như là “tĩnh”.

Tầng giao vận

Tầng giao vận chịu trách nhiệm chuyển toàn bộ thông điệp từ nơi gửi đến nơi nhận. Tầng mạng chuyển từng gói dữ liệu riêng lẻ từ nơi gửi đến nơi nhận mà không quan tâm đến quan hệ giữa các gói dữ liệu. Tầng mạng xử lý mỗi gói dữ liệu một cách độc lập mà không quan tâm các gói có thuộc vào cùng một thông điệp hay không. Nói cách khác, tầng giao vận đảm bảo gửi thông điệp đến nơi nhận một cách toàn vẹn. Hình 1.21 minh họa mối quan hệ của tầng giao vận với tầng mạng và tầng phiên.



Hình 1.20 Quan hệ giữa tầng giao vận, tầng phiên và tầng mạng

Tầng giao vận tạo ra một kết nối logic giữa hai cổng đầu cuối: tất cả các gói dữ liệu của cùng một thông điệp được truyền theo đường kết nối đó. Có ba giai đoạn của kết nối: thiết lập kết nối, truyền dữ liệu, giải phóng kết nối. Do phải truyền tất cả các gói dữ liệu trên một kết nối, tầng giao vận còn phải kiểm soát thứ tự truyền, lưu lượng, phát hiện và sửa lỗi.

Tầng giao vận chịu trách nhiệm:

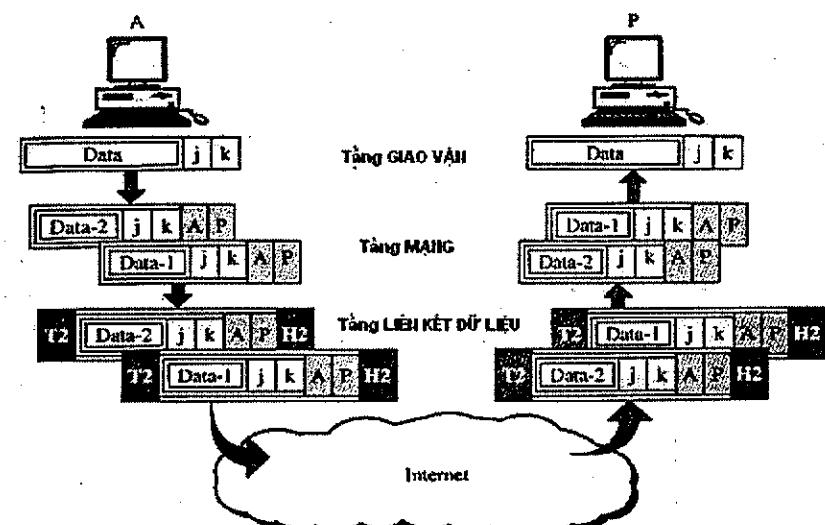
Địa chỉ cổng (port number): Các máy tính thường chạy nhiều chương trình tại cùng một thời điểm. Vì vậy việc chuyển thông điệp không chỉ là truyền dữ liệu từ một máy tính này đến một máy tính khác mà phải chuyển thông điệp từ tiến trình cụ thể trên máy tính này đến tiến trình cụ thể trên máy tính khác. Header được thêm vào tại tầng giao vận phải chứa thông tin về một kiểu địa chỉ - địa chỉ cổng hay địa chỉ tiến trình. Sau khi tầng mạng chuyển gói dữ liệu tới thiết bị nhận, tầng giao vận ở phía nhận phải chuyển toàn bộ thông điệp đến đúng tiến trình nhận.

Phân mảnh và tái hợp nhất: Mỗi thông điệp được chia thành các đoạn (segment) nhỏ, được truyền độc lập với nhau. Mỗi segment có một số thứ tự cho phép tầng giao vận nhận ghép các segment lại thành thông điệp hoàn chỉnh hay phát hiện segment nào bị mất trong khi truyền.

Kiểm soát kết nối: Tầng giao vận có thể hướng nối hoặc không hướng nối. Thực thể giao vận không hướng nối xử lý segment như một gói dữ liệu độc lập và chuyển nó đến tầng giao vận của máy nhận. Một tầng giao vận hướng nối thực hiện kết nối với tầng giao vận của máy nhận trước, sau đó mới chuyển các gói dữ liệu đi. Sau khi tất cả dữ liệu được chuyển đi, kết nối được giải phóng.

Kiểm soát lưu lượng: Giống như tầng liên kết dữ liệu, tầng giao vận chịu trách nhiệm kiểm soát lưu lượng. Tuy nhiên, việc kiểm soát lưu lượng được thực hiện ở thiết bị đầu cuối chứ không phải trên một đường truyền vật lý.

Kiểm soát lỗi: Giống tầng liên kết dữ liệu, tầng giao vận chịu trách nhiệm kiểm soát lỗi. Tuy nhiên việc kiểm soát lỗi ở tầng này được thực hiện tại các thiết bị đầu cuối chứ không phải trên đường truyền trung gian. Tầng giao vận ở phía gửi đảm bảo rằng toàn bộ thông điệp đến tầng giao vận phía nhận là không bị lỗi (hỏng, mất, dư thừa). Việc khắc phục lỗi thường được thực hiện bằng cách yêu cầu truyền lại.



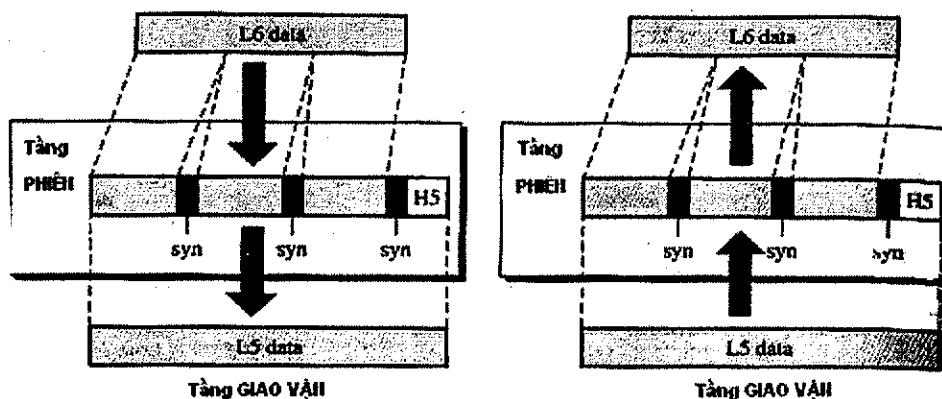
Hình 1.21 Ví dụ về tầng giao vận

Hình 1.20 minh họa tầng giao vận. Dữ liệu đến từ các tầng trên có địa chỉ cổng là j (của ứng dụng gửi) và k (của ứng dụng nhận). Do kích thước dữ liệu lớn hơn khả năng xử lý của tầng mạng, dữ liệu được chia thành hai gói nhỏ, mỗi gói dữ liệu vẫn chứa địa chỉ cổng j và k. Tiếp theo, tại tầng mạng, địa chỉ mạng (A và P) được thêm vào mỗi packet. Các gói dữ liệu có thể đi theo các tuyến đường khác nhau, đến nơi nhận có thể không theo đúng thứ tự. Hai gói dữ liệu được chuyển đến tầng mạng của nơi nhận, tại đây header của tầng mạng được lấy ra khỏi gói dữ liệu. Hai gói dữ liệu tiếp tục được chuyển lên tầng giao vận, tại đây chúng được ghép lại để chuyển lên tầng trên.

Hệ thống bưu cục không có tầng giao vận. Trong ví dụ chuyển thư, tầng giao vận sẽ được triển khai ở người gửi và người nhận thư. Giả sử A gửi thư cho B mỗi ngày một lá thư. Hệ thống bưu cục có thể làm mất, hay gửi trễ một lá thư nào đó. B có thể phát hiện ra điều đó nếu A ghi ngày tháng viết thư trong mỗi lá thư. Nếu B không nhận thư của một ngày nào đó trong một khoảng thời gian tương đối dài, B có thể cho rằng thư đó bị mất và yêu cầu A gửi lại. Nói chung đây sẽ là cơ chế hoạt động của tầng giao vận.

Tầng phiên

Các dịch vụ của ba tầng đầu (vật lý, liên kết dữ liệu, và mạng) chưa đủ để hai tiến trình trên hai thiết bị có thể truyền thông. Tầng phiên đóng vai trò “kiểm soát viên” hội thoại (dialog) của mạng với nhiệm vụ thiết lập, duy trì và đồng bộ hóa tính liên tác giữa hai bên.



Hình 1.22 Vai trò của tầng phiên

Tầng phiên chịu trách nhiệm về:

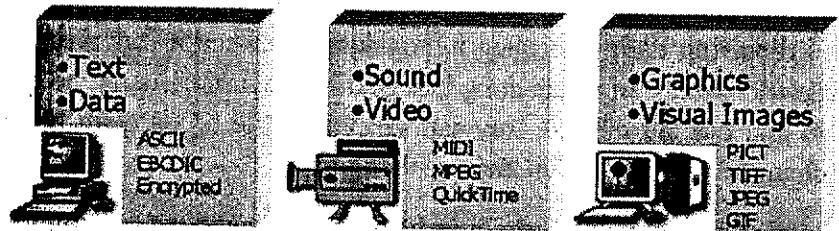
Kiểm soát hội thoại: Tầng phiên cho phép hai thực thể (tiến trình) cùng tham gia vào một cuộc hội thoại. Nó cho phép truyền thông giữa hai tiến trình được thực hiện hoặc theo chế độ bán song công hoặc song công. Ví dụ, hội thoại giữa một thiết bị đầu cuối với một mainframe có thể theo kiểu bán song công.

Đồng bộ hóa: Tầng phiên cho phép một tiến trình thêm các mốc (trong thuật ngữ mạng gọi là *điểm đồng bộ - synchronization point*) vào luồng dữ liệu. Ví dụ, nếu hệ thống cần gửi đi một file có 2000 trang, cứ sau 100 trang nên chèn thêm các điểm đồng bộ để đảm bảo rằng việc nhận từng cụm 100 trang được thực hiện độc lập. Trong trường hợp này nếu như có lỗi khi đang truyền đi trang 523, việc truyền lại sẽ được bắt đầu từ trang 501, không cần phải truyền lại các trang từ 1 đến 500. Hình 1.23 minh họa mối quan hệ giữa tầng phiên và tầng trình diễn.

Trong một công ty nào đó có hai thư ký - một người chuyên nhận thư và một người chuyên gửi thư. Hai người thư ký này đóng vai trò tầng giao vận. Người thư ký trưởng phụ trách cả hai thư ký này đóng vai trò tầng phiên.

Tầng trình diễn

Tầng trình diễn thực hiện biểu diễn cú pháp và ngữ nghĩa các thông tin được trao đổi giữa hai hệ thống.



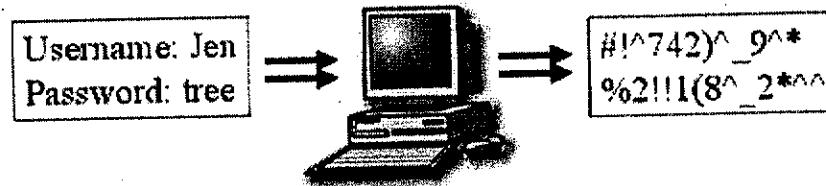
Hình 1.23 Nhiệm vụ của tầng trình diễn

Tầng trình diễn có nhiệm vụ:

Phiên dịch (Translation): Tiến trình trên hai thiết bị trao đổi các thông tin dưới dạng chuỗi kí tự, số,... Các thông tin này sau đó được chuyển

thành chuỗi bit trước khi truyền. Do các hệ thống máy tính khác nhau sử dụng các hệ thống mã hóa khác nhau, tầng trình diễn chịu trách nhiệm chuyển đổi giữa các cách mã hóa khác nhau. Tầng trình diễn tại phía gửi chuyển thông tin theo khuôn dạng của mình thành thông tin theo khuôn dạng chung. Tầng trình diễn tại máy nhận sẽ chuyển thông tin trong khuôn dạng chung thành thông tin theo khuôn dạng của máy nhận.

Mã hóa: Hệ thống phải có khả năng đảm bảo tính bí mật khi chuyển những thông tin quan trọng. Do vậy phía gửi sẽ biến đổi thông tin ban đầu thành một dạng khác và gửi nó đến phía nhận – đây là công việc mã hóa. Phía nhận thực hiện quá trình ngược lại biến thông điệp nhận được thành dạng ban đầu. Quá trình này được gọi là giải mã.



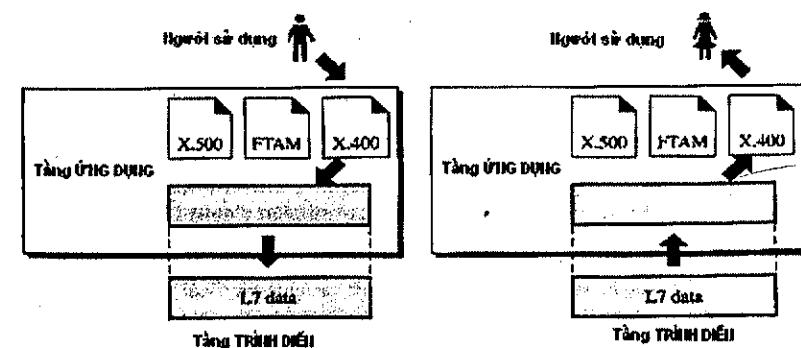
Hình 1.24 Mã hóa dữ liệu

Nén: Nén dữ liệu làm giảm số lượng bit trên đường truyền. Nén dữ liệu ngày càng trở nên quan trọng, đặc biệt trong việc truyền các dữ liệu đa phương tiện âm thanh, hình ảnh.

Tầng ứng dụng

Tầng ứng dụng cho phép người dùng (con người hay phần mềm) truy cập vào mạng bằng cách cung cấp giao diện người sử dụng, hỗ trợ các dịch vụ như gửi thư điện tử, truy cập và chuyển file từ xa, quản lý CSDL dùng chung và một số dịch vụ khác về thông tin.

Hình 1.26 minh họa mối quan hệ giữa tầng ứng dụng với người dùng và với tầng trình diễn. Có rất nhiều ứng dụng có sẵn, ở đây chỉ đề cập đến 3 ứng dụng: X.400 (dịch vụ xử lý thông điệp), X.500 (dịch vụ thư mục), và dịch vụ truy cập, chuyển và quản lý file (FTAM). Người dùng trong ví dụ dưới đây dùng X.400 để gửi đi một thông điệp điện tử. Chú ý rằng tầng ứng dụng sẽ tạo ra dữ liệu thực sự chứ không có các thông tin tiêu đề.



Hình 1.25 Tầng ứng dụng

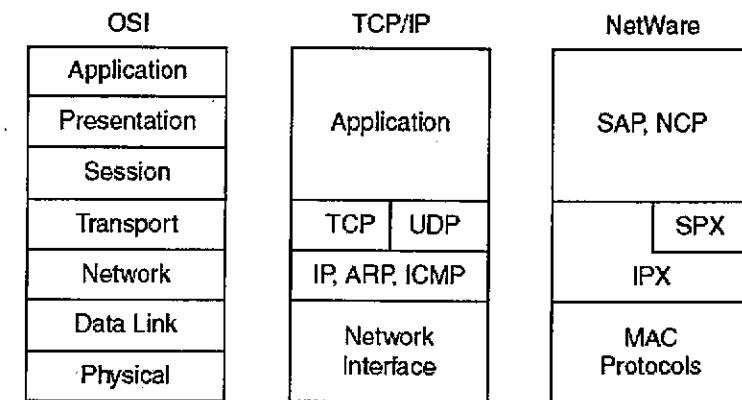
Tầng ứng dụng cung cấp các dịch vụ:

Thiết bị đầu cuối ảo của mạng: Thiết bị đầu cuối ảo là phiên bản phần mềm của thiết bị đầu cuối vật lý, cho phép người dùng đăng nhập vào một máy từ xa.

Quản lý, truy cập và chuyển file: Ứng dụng cho phép người dùng truy cập file (để viết hoặc đọc dữ liệu), lấy file, quản lý hoặc kiểm soát các file trên máy tính khác.

Các dịch vụ khác: Ứng dụng thư tín điện tử cho phép hai người trao đổi thư điện tử với nhau, ứng dụng Web cho phép người sử dụng xem trang Web được lưu trữ trên các server... Số lượng các ứng dụng mạng tăng lên nhanh.

1.2.3 Bộ giao thức TCP/IP – Mô hình Internet

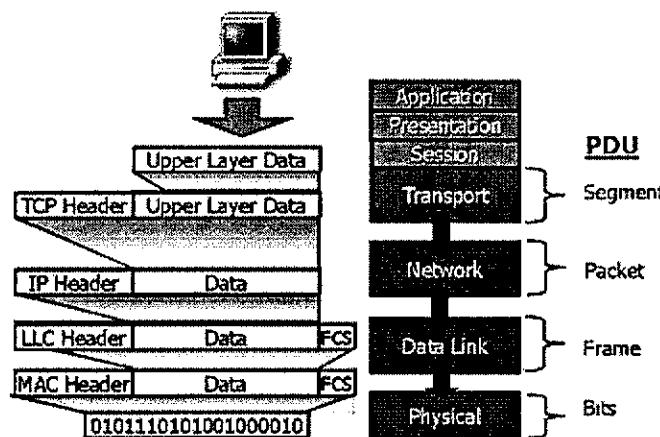


Hình 1.26 Đổi chiều mô hình OSI, mô hình Internet và NetWare

Bộ giao thức TCP/IP (được sử dụng trên Internet) ra đời trước khi có mô hình OSI. Các tầng trong bộ giao thức TCP/IP không giống hệt các tầng trong mô hình OSI. Bộ giao thức TCP/IP có 5 tầng: vật lý, liên kết dữ liệu, mạng, giao vận và ứng dụng. Bốn tầng đầu tiên cung cấp các chuẩn vật lý, giao tiếp mạng, liên mạng và chức năng giao vận tương ứng với 4 tầng đầu tiên trong mô hình OSI. Tuy nhiên 3 tầng trên cùng trong mô hình OSI được nhập thành tầng ứng dụng trong mô hình Internet (Hình 1.27).

TCP/IP là giao thức phân cấp, được tạo thành bởi các module độc lập, mỗi module cung cấp một chức năng nhất định, tuy nhiên các module này không nhất thiết phải độc lập với nhau. Mô hình OSI xác định rõ chức năng nào thuộc về tầng nào; trong khi đó các tầng của bộ giao thức TCP/IP chứa các giao thức tương đối độc lập với nhau, nhưng các giao thức này vẫn có thể kết hợp với nhau tùy thuộc nhu cầu hệ thống. Thuật ngữ “phân cấp” mang nghĩa mỗi giao thức ở tầng trên được hỗ trợ bởi một hoặc nhiều giao thức ở tầng dưới.

Tại tầng giao vận, mô hình Internet có hai giao thức: Transmission Control Protocol (TCP) và User Datagram Protocol (UDP). Tại tầng mạng là giao thức Internetworking Protocol, thường được gọi là IP.



Hình 1.27 Dữ liệu đi từ trên xuống trong mô hình INTERNET

1.3 PHƯƠNG PHÁP TIẾP CẬN

Trong giáo trình này chúng ta sẽ giới thiệu về các công nghệ mạng theo cách tiếp cận các tầng từ trên xuống. Đầu tiên chúng ta sẽ học về tầng ứng dụng, giao vận, mạng và cuối cùng là liên kết dữ liệu. Chúng ta sẽ sử dụng mô hình Internet làm trọng tâm.

Chương 2 TẦNG ỨNG DỤNG

2.1 GIAO THỨC TẦNG ỨNG DỤNG

Sự phô trương của các ứng dụng mạng chính là động lực phát triển của mạng máy tính. Có lẽ nếu không có chúng thì cũng sẽ không có các giao thức mạng. Trong hơn ba mươi năm qua, có nhiều phát minh đột phá trong việc phát triển các ứng dụng mạng. Bắt đầu từ thập niên 80, những ứng dụng đơn giản tương tác với người dùng qua chế độ lệnh (text-based) đã trở nên phổ biến như truy cập máy tính từ xa (telnet), thư điện tử (email), truyền file (ftp), nhóm thông tin (newsgroup), và trò chuyện từ xa (chat). Hiện nay, những ứng dụng đa phương tiện phức tạp hơn như World Wide Web, điện thoại trực tuyến, hội thảo từ xa, chia sẻ file... đã ngày càng trở nên quen thuộc.

Mặc dù chương trình ứng dụng mạng có nhiều loại khác nhau, có thể có nhiều thành phần tương tác với nhau, nhưng “lõi” của chúng là phần mềm. Phần mềm ứng dụng mạng được cài đặt phân tán trên các thiết bị đầu cuối (end-system) như máy tính, điện thoại di động... Ví dụ, với Web, có hai phần mềm tương tác với nhau: phần mềm trình duyệt trong máy tính của người dùng (PC, Mac, hay trạm làm việc) và phần mềm Web server.

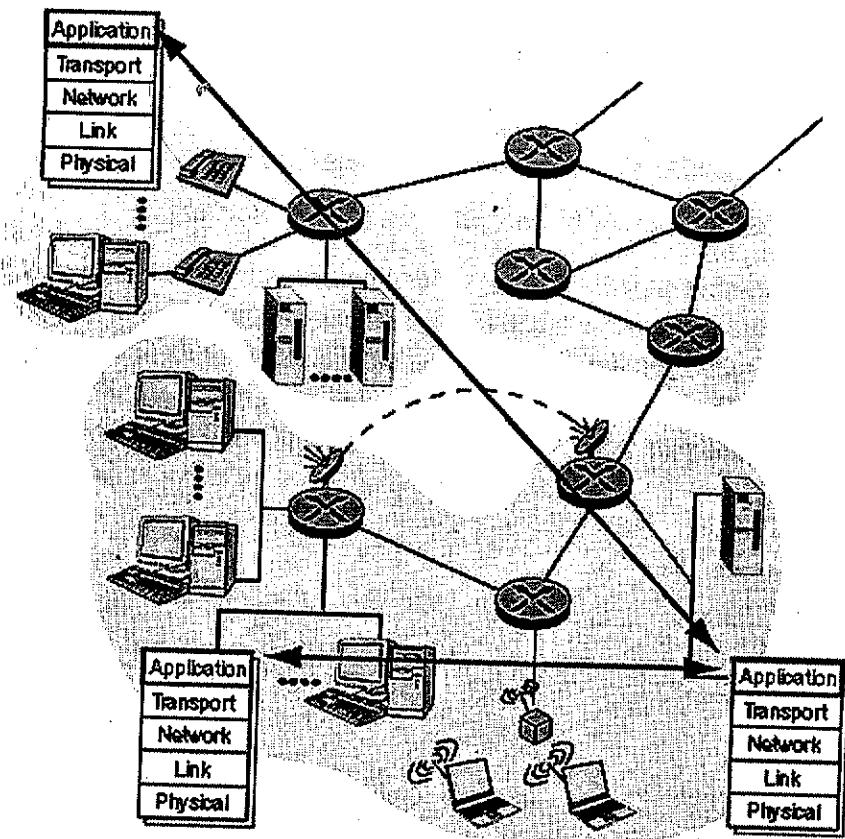
Trong thuật ngữ hệ điều hành, việc kết nối được thực hiện giữa các tiến trình (process) chứ không phải giữa các chương trình phần mềm. Tiến trình là một chương trình chạy trên thiết bị đầu cuối. Khi các tiến trình chạy trên cùng một thiết bị, chúng sẽ kết nối, trao đổi dữ liệu với nhau thông qua chế truyền thông liên tiến trình (interprocess communication). Chính hệ điều hành của thiết bị sẽ kiểm soát cơ chế này. Trong cuốn sách này chúng

ta không quan tâm đến cách thức tiến trình trên cùng một máy tính kết nối với nhau như thế nào, mà chỉ quan tâm đến việc kết nối giữa các tiến trình trên những thiết bị khác nhau (và có thể trên những hệ điều hành khác nhau). Việc kết nối như vậy sẽ được thực hiện bằng cách trao đổi thông điệp qua mạng máy tính. Tiến trình gửi sẽ tạo và gửi thông điệp qua mạng, tiến trình nhận sẽ nhận thông điệp (message) và có thể phản hồi lại bằng cách gửi một thông điệp trả lời (xem Hình 2.1). Ứng dụng mạng có các giao thức định nghĩa khuôn dạng, thứ tự trao đổi các thông điệp cũng như hành vi của mỗi bên khi nhận được thông điệp.

Tầng ứng dụng là nơi đơn giản nhất để bắt đầu nghiên cứu về giao thức. Chúng ta sẽ làm quen với một vài ứng dụng cũng như các giao thức giữa chúng. Điều này giúp ta hiểu rõ hơn về giao thức.

2.1.1 Giao thức tầng ứng dụng

Cần phân biệt ứng dụng mạng và giao thức tầng ứng dụng. Giao thức tầng ứng dụng chỉ là một phần (cho dù là phần quan trọng) của ứng dụng mạng. Ví dụ Web - ứng dụng mạng cho phép người dùng lấy các đối tượng từ Web server bao gồm nhiều thành phần, như tiêu chuẩn định dạng văn bản (HTML), trình duyệt Web (Netscape Navigator hay Microsoft Internet Explorer), Web server (Apache, Microsoft, và Netscape server), và giao thức tầng ứng dụng. Giao thức tầng ứng dụng của Web-HTTP (HyperText Transfer Protocol [RFC 2616]), định nghĩa cách thức chuyển thông điệp giữa Web client (trình duyệt) và Web server. Như vậy HTTP chỉ là một phần của ứng dụng Web. Một ví dụ khác là ứng dụng thư điện tử. Thư điện tử cũng có nhiều thành phần, bao gồm mail server có chức năng như một hòm thư, mail reader cho phép người dùng đọc và gửi thư, chuẩn định nghĩa cấu trúc của thư điện tử và giao thức tầng ứng dụng định nghĩa cách thức chuyển thông điệp giữa mail server và mail reader, cũng như ý nghĩa của một số trường trong thư (ví dụ các tiêu đề thư: người nhận, người gửi...). Giao thức tầng ứng dụng cho thư điện tử là SMTP (Simple Mail Transfer Protocol [RFC 821]). Do đó, SMTP chỉ là một phần (cho dù quan trọng) của ứng dụng thư điện tử.



Hình 2.1 Các ứng dụng trên mạng

Như đã nói ở trên, giao thức tầng ứng dụng định nghĩa cách thức truyền thông điệp giữa các tiến trình ứng dụng chạy trên các thiết bị khác nhau. Nó xác định:

Kiểu thông điệp trao đổi, ví dụ như thông điệp yêu cầu hay thông điệp trả lời.

Cú pháp của thông điệp, ví dụ các trường trong thông điệp cũng như cách xác định chúng.

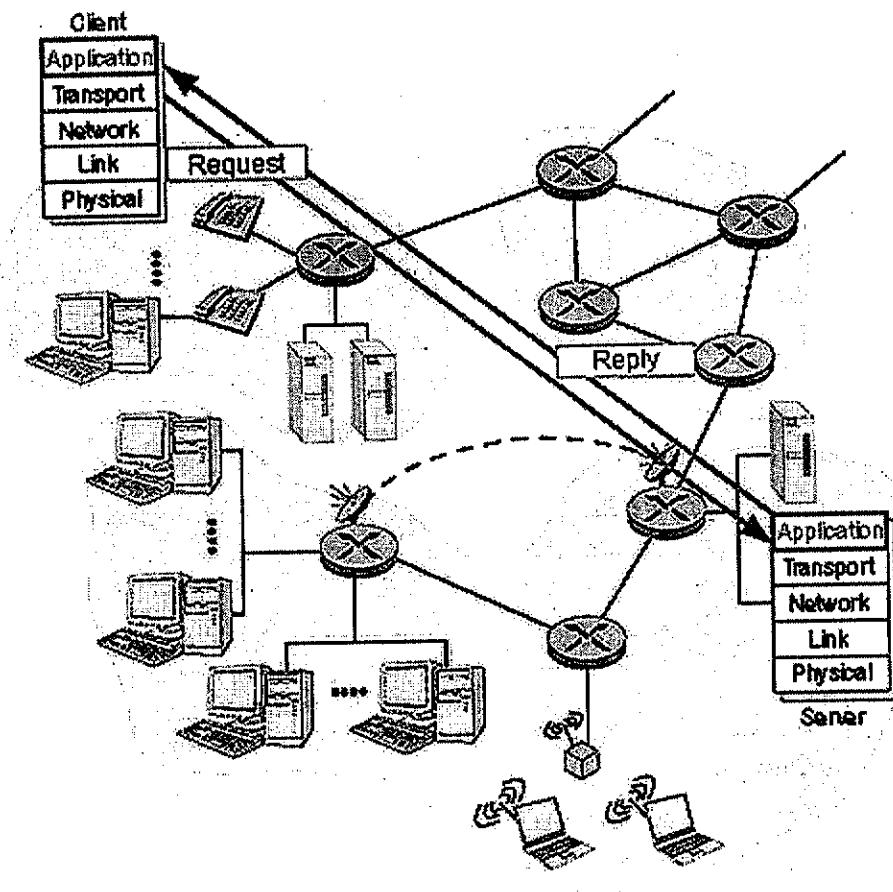
Ý nghĩa của các trường.

Qui tắc xác định khi nào và như thế nào tiến trình gửi và trả lời thông điệp.

Nhiều giao thức tầng ứng dụng được đặc tả trong các RFC. Ví dụ, đặc tả của HTTP là HTTP RFC. Nếu người thiết kế trình duyệt tuân theo các qui tắc của HTTP RFC, trình duyệt sẽ có thể lấy được trang Web từ bất kỳ Web server nào tuân theo các qui tắc HTTP RFC.

Mô hình Khách hàng / Người phục vụ (Client/Server)

Giao thức ứng dụng mạng thường chia ra hai phần hay hai phía, phía client và phía server (Xem Hình 2.2). Phía client trong thiết bị này liên lạc với phía server trong thiết bị khác. Ví dụ, trình duyệt Web là phía client, và Web server là phía server của HTTP. Trong ứng dụng thư điện tử, mail server gửi thư là phía client và mail server nhận thư là phía server của SMTP.

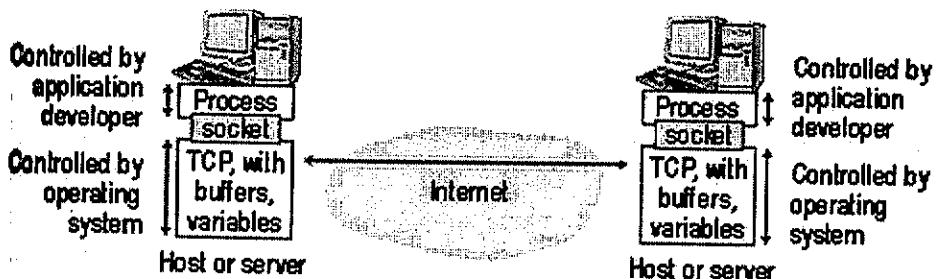


Hình 2.2 Tương tác client/server

Trong nhiều ứng dụng, máy tính sẽ thực hiện cả phần client và phần server của ứng dụng. Ví dụ xét phiên làm việc Telnet giữa máy A và máy B. (Telnet là ứng dụng đăng nhập từ xa). Nếu máy A bắt đầu trước (có nghĩa là người dùng ở máy A đăng nhập vào máy B), khi đó máy A chạy phía client và máy B chạy phía server của ứng dụng. Mặt khác, nếu máy B bắt đầu trước thì máy B chạy phía client của ứng dụng. Một ví dụ khác, FTP - được dùng để truyền file giữa hai máy. Sau khi thiết lập phiên làm việc FTP giữa hai máy tính, mỗi máy đều có thể truyền file tới máy kia trong suốt phiên làm việc. Tuy nhiên giống như hầu hết các ứng dụng mạng, máy nào bắt đầu trước được coi là client. Hơn nữa, máy tính có thể chạy cả phía client và server tại cùng một thời điểm. Ví dụ, mail server chạy phía client của SMTP khi gửi thư và chạy phía server của SMTP khi nhận thư.

Truyền thông giữa các tiến trình

Ứng dụng bao gồm hai tiến trình trên hai thiết bị khác nhau và liên lạc với nhau qua mạng. Hai tiến trình liên lạc với nhau bằng cách gửi và nhận thông điệp qua socket của chúng. Socket có thể xem như "cửa" của tiến trình vì tiến trình nhận và gửi thông điệp thông qua "cửa". Khi muốn gửi thông điệp tới tiến trình khác, tiến trình đẩy thông điệp cần gửi qua "cửa" với giả định rằng thực thể giao vận nằm bên kia "cửa" sẽ chuyển thông điệp đến "cửa" của tiến trình nhận.



Hình 2.3 Truyền thông giữa các tiến trình

Hình 2.3 minh họa truyền thông qua socket giữa hai tiến trình trên Internet. (Tầng giao vận trên hình 2.3 là TCP, mặc dù ở đây có thể sử dụng giao thức khác như UDP). Qua hình vẽ ta thấy socket là giao diện giữa tầng ứng dụng và tầng giao vận trong máy tính. Nó được xem là API (giao diện lập trình ứng dụng) giữa ứng dụng và mạng. Người thiết kế ứng dụng kiêm

soát mọi khía cạnh phía bên trên socket – là tầng ứng dụng - nhưng chỉ có khả năng kiểm soát rất ít tầng giao vận phía dưới socket. Với tầng giao vận, người lập trình ứng dụng chỉ có thể kiểm soát được: (1) chọn giao thức giao vận nào và (2) xác định một vài tham số ở tầng giao vận như độ lớn bộ đệm và kích thước tối đa của gói tin. Khi người lập trình lựa chọn giao thức giao vận nào, ứng dụng được tạo ra sử dụng tầng giao vận ứng với giao thức đó. Chúng ta sẽ xem xét tóm tắt về socket trong phần sau.

Địa chỉ tiến trình

Để gửi thông điệp cho tiến trình trên máy tính khác thì tiến trình gửi phải xác định được tiến trình nhận. Tiến trình được xác định qua hai phần: (1) tên hay địa chỉ của máy tính, và (2) định danh xác định tiến trình trên máy tính nhận.

Đầu tiên chúng ta hãy xét địa chỉ máy tính. Trong ứng dụng Internet, máy tính được xác định qua địa chỉ IP. Địa chỉ IP sẽ được học trong chương 4. Bây giờ chúng ta chỉ cần biết địa chỉ IP là một số 32 bit dùng để xác định duy nhất một thiết bị (chính xác hơn, nó xác định duy nhất giao diện (interface) của thiết bị kết nối vào Internet). Vì địa chỉ IP của thiết bị mang tính xác định duy nhất, nên việc phân phối địa chỉ IP được quản lý chặt chẽ. Mạng ATM có một chuẩn địa chỉ khác. ITU-T lấy số điện thoại làm địa chỉ, gọi là địa chỉ E.164 [ITU 1997] sử dụng trên mạng ATM.

Ngoài địa chỉ thiết bị nhận, phía gửi phải thêm vào thông tin giúp phía nhận chuyển tiếp thông điệp cho tiến trình phù hợp (vì trong máy tính nhận có thể có nhiều tiến trình đồng thời hoạt động). Thông tin này là cổng phía nhận (destination port). Các giao thức tầng ứng dụng phổ biến đều được gán số hiệu cổng (port number) là một số cụ thể. Ví dụ, tiến trình Web server (giao thức HTTP) sử dụng cổng 80. Tiến trình mail server (giao thức SMTP) sử dụng cổng 25. Danh sách các cổng cho tất cả giao thức thường gặp trên Internet được liệt kê trong RFC 1700. Khi xây dựng ứng dụng mạng mới thì ứng dụng đó phải được đăng ký một số hiệu cổng mới.

Chương trình giao tiếp người dùng (user agent)

Trước khi bắt đầu trình bày các giao thức tầng ứng dụng, chúng ta phải nói tới khái niệm user agent. User agent là giao diện giữa người dùng và ứng dụng mạng. Ví dụ trong ứng dụng Web, user agent là chương trình trình duyệt như Netscape Navigator hay Microsoft Internet Explorer. Trình duyệt cho phép người dùng xem trang Web, duyệt trên Web, cung cấp dữ liệu vào các form, tương tác với Java... Trình duyệt là phía client trong giao thức HTTP. Do đó khi kích hoạt, trình duyệt là tiến trình cung cấp giao diện cho người dùng, thay mặt người dùng nhận và gửi thông điệp qua socket, hiển thị thông điệp trả lời cho người dùng xem (chẳng hạn diễn dịch các mã HTML). Trong ứng dụng thư điện tử, user agent là mail reader, cho phép người dùng soạn và đọc thư. Một số phần mềm mail reader (như Eudora, Netscape Messenger, Microsoft Outlook) với hệ giao tiếp đồ họa có thể chạy trên PC, Mac. Mail reader chạy trên PC là phía client của giao thức tầng ứng dụng SMTP khi gửi thư và phía client của giao thức lấy thư (POP3 hoặc IMAP (xem phần 2.4)), khi nhận thư từ mail server.

2.1.2 Các yêu cầu của ứng dụng

Socket là giao diện giữa tiến trình ứng dụng và thực thể giao vận. Ứng dụng gửi thông điệp qua "cửa". Ở sau cánh cửa thực thể giao vận có trách nhiệm chuyển thông điệp qua mạng máy tính tới "cửa" tiến trình nhận. Nhiều kiểu mạng, kể cả Internet, có nhiều kiểu giao thức giao vận khác nhau. Khi thiết kế ứng dụng, bạn phải lựa chọn một giao thức giao vận có sẵn nào đó. Bạn thực hiện lựa chọn này như thế nào? Đầu tiên cần nghiên cứu các dịch vụ được các giao thức giao vận cung cấp, và sau đó sẽ chọn giao thức đáp ứng đầy đủ nhất các yêu cầu của mình. Điều này tương tự như việc chọn tàu hỏa hay máy bay để di chuyển giữa hai thành phố (như Hà Nội và Huế). Bạn phải chọn một trong hai phương tiện và mỗi phương tiện cung cấp một dịch vụ khác nhau. (Ví dụ, tàu hỏa giá rẻ trong khi máy bay tiết kiệm thời gian).

Ứng dụng đòi hỏi dịch vụ gì của giao thức giao vận? Về đại thể chúng ta có thể phân loại theo ba nhóm: mất mát dữ liệu, băng thông, và thời gian.

Mất mát dữ liệu (Data loss)

Một số ứng dụng như thư điện tử, truyền file, truy cập từ xa, truyền các đối tượng Web, và ứng dụng tài chính đòi hỏi dữ liệu phải được truyền

chính xác và đầy đủ, tức là không được mất dữ liệu. Đặc biệt, mất mát file dữ liệu hoặc dữ liệu trong các giao dịch tài chính có thể gây nên hậu quả nghiêm trọng. Tuy nhiên một số ứng dụng khác như ứng dụng đa phương tiện (real-time audio/video hay stored audio/video) chấp nhận mất mát dữ liệu. Trong các ứng dụng kiểu này, mất mát dữ liệu có thể gây nên một số lỗi. Trong dữ liệu đa phương tiện – nhưng điều này có thể chấp nhận được nhiều trong dữ liệu đa phương tiện – nhưng điều này có thể chấp nhận được trong giới hạn nào đó. Ảnh hưởng do mất mát dữ liệu tới chất lượng ứng dụng cũng như số lượng cho phép các gói dữ liệu bị mất phụ thuộc vào chính ứng dụng và phương pháp mã hoá.

Băng thông (bandwidth)

Để hoạt động hiệu quả, một số ứng dụng phải truyền dữ liệu với một tốc độ nhất định. Ví dụ, ứng dụng gọi điện thoại qua Internet (Internet telephony) mã hoá âm thanh với tốc độ 32Kbs, thì sau đó dữ liệu tạo ra phải được chuyển tới ứng dụng nhận với tốc độ trên. Nếu không có đủ băng thông cần thiết, ứng dụng cần phải mã hoá âm thanh với tốc độ khác hay phải kết thúc – bởi vì nếu không đủ băng thông thì ứng dụng không thể đáp ứng yêu cầu người sử dụng. Những ứng dụng đa phương tiện hiện nay là ứng dụng phụ thuộc vào băng thông (bandwidth sensitive), nhưng trong tương lai ứng dụng đa phương tiện sẽ sử dụng các kỹ thuật mã hoá thích nghi để mã hoá tốc độ cho phù hợp với dải tần hiện có.

Thời gian (timing)

Những ứng dụng thời gian thực (real-time) mang tính chất tương tác, như Internet telephone, hội thảo qua điện thoại, hay các trò chơi nhiều người tham gia cùng một lúc (multiplayer game) yêu cầu những ràng buộc chặt chẽ về thời gian trong việc trao đổi dữ liệu. Ví dụ, những ứng dụng này đòi hỏi độ trễ (delay) từ tiến trình gửi đến tiến trình nhận không vượt quá vài trăm phần nghìn giây. Độ trễ lớn trong ứng dụng Internet telephony khiến cuộc đàm thoại bị đứt đoạn giữa chúng. Trong trò chơi nhiều người cùng tham gia hay trong môi trường tương tác ảo, độ trễ từ lúc đưa ra yêu cầu cho đến khi nhận được kết quả phản ứng từ môi trường (ví dụ, từ một người chơi khác) lớn sẽ làm giảm tính chân thực của trò chơi. Đối với ứng dụng không tính đến yếu tố thời gian thực, người ta vẫn mong muốn có một độ trễ thấp, song không có ràng buộc chặt chẽ đối với độ trễ.

Hình 2.4 tóm tắt các yếu tố như độ tin cậy, băng thông, và các đòi hỏi về thời gian của một số ứng dụng Internet phổ biến. Hình 2.4 chỉ phác họa một vài đòi hỏi quan trọng của những ứng dụng Internet này. Ở đây chúng ta không có đầy đủ các phân loại hoàn chỉnh, nhưng cũng đủ để nhận biết một vài đặc trưng quan trọng nhất để phân loại ứng dụng.

Ứng dụng	Mất mát dữ liệu	Băng tần	Thời gian
File transfer	Không	Elastic	Không
E-mail	Không	Elastic	Không
Web Documents	Không	Elastic (few Kbps)	Không
Real-time Audio/Video	Chấp nhận mất mát	Audio: Few Kbps - 1Mb Video: 10Kb-5 Mb	Có: 100s of msec
Stored Audio/Video	Chấp nhận mất mát	Same as Above	Có: Few Seconds
Interactive games	Chấp nhận mất mát	Few Kbps - 10Kb	Có: 100s of msec
Financial Applications	Không	Elastic	Có hoặc Không

Hình 2.4 Các yêu cầu cho một số ứng dụng

2.1.3 Dịch vụ của các giao thức giao vận Internet

Internet (và nói chung TCP/IP) cung cấp hai giao thức giao vận cho tầng ứng dụng: UDP và TCP. Khi xây dựng ứng dụng cho Internet, một trong những quyết định đầu tiên mà nhà thiết kế phải đưa ra là sử dụng UDP hay TCP. Mỗi giao thức cung cấp một kiểu phục vụ khác nhau cho ứng dụng.

TCP

Đặc trưng của giao thức TCP là hướng kết nối và cung cấp dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy. Khi sử dụng giao thức giao vận TCP, ứng dụng sẽ nhận được cả hai loại dịch vụ này.

Dịch vụ hướng nối (connection oriented)

TCP client và TCP server trao đổi các thông tin điều khiển với nhau trước khi truyền dữ liệu ứng dụng. Quá trình “bắt tay” giữa client và server như vậy cho phép cả hai bên sẵn sàng xử lý các gói dữ liệu. Sau quá trình này, xuất hiện một đường kết nối TCP (TCP connection) giữa socket của hai tiến trình. Đây là **kết nối hai chiều** (song công – full duplex) vì cho phép hai tiến trình có thể đồng thời gửi và nhận thông điệp. Khi ứng dụng kết thúc việc gửi thông điệp, nó đóng kết nối lại. Dịch vụ này chỉ là hướng kết nối chứ không phải mạch ảo (virtual circuit) bởi vì hai tiến trình được kết nối một cách lỏng lẻo. Trong chương 3, chúng ta sẽ thảo luận chi tiết về dịch vụ hướng nối và cách thực hiện chúng.

Dịch vụ giao vận tin cậy

Tiến trình gửi có thể sử dụng TCP để truyền dữ liệu chính xác và đúng thứ tự. Gửi đi một luồng byte qua socket, tiến trình ứng dụng có thể tin tưởng TCP sẽ chuyển luồng byte này đến socket nhận, không bị lỗi hay trùng lắp byte.

TCP cũng có cơ chế kiểm soát tắc nghẽn, cơ chế này đáp ứng cho cả Internet chứ không phải cho hai tiến trình truyền thông với nhau. Kỹ thuật kiểm soát tắc nghẽn của TCP là giảm tốc độ gửi dữ liệu của mỗi tiến trình (client hay server) khi mạng bị tắc nghẽn. Đặc biệt, như chúng ta sẽ thấy trong chương 3, cơ chế kiểm soát tắc nghẽn của TCP có gắng giới hạn mỗi kết nối TCP để chia sẻ công bằng băng thông giữa các tiến trình.

Giới hạn tốc độ truyền có thể không thỏa mãn với các ứng dụng audio và video theo thời gian thực, những ứng dụng đòi hỏi phải có một băng thông tối thiểu. Hơn nữa, ứng dụng thời gian thực chấp nhận mất mát dữ liệu và không thực sự cần đến một dịch vụ giao vận tin cậy hoàn toàn. Vì các lý do đó, các ứng dụng thời gian thực thường chạy trên nền UDP.

Bây giờ chúng ta trình bày một số dịch vụ mà TCP không cung cấp. Thứ nhất, TCP không bảo đảm một tốc độ truyền tối thiểu. Tiến trình gửi không được phép truyền với bất kỳ tốc độ nào nó đề nghị, tốc độ này được kiểm soát bởi cơ chế kiểm soát tắc nghẽn của TCP. Đôi khi cơ chế này khiến tiến trình gửi phải gửi với tốc độ trung bình tương đối thấp. Thứ hai, TCP không đưa ra bất kỳ sự bảo đảm nào về độ trễ. Khi tiến trình gửi chuyển dữ liệu cho socket TCP, dữ liệu cuối cùng sẽ đến được socket nhận nhưng TCP

không bảo đảm dữ liệu sau bao lâu mới tới được đích. Với những quan sát trên môi trường Internet thực, có thể phải chờ vài giây thậm chí đến vài phút để TCP gửi thành công một thông điệp (ví dụ một trang Web HTML từ Web server đến Web client). Nói tóm lại, TCP bảo đảm việc truyền tất cả dữ liệu một cách chính xác, nhưng không bảo đảm về tốc độ truyền và độ trễ.

Dịch vụ UDP

UDP là giao thức giao vận khá đơn giản với mô hình phục vụ tối thiểu. UDP không hướng nối, nghĩa là không có giai đoạn “bắt tay” trước khi hai tiến trình bắt đầu trao đổi dữ liệu. UDP không cung cấp dịch vụ truyền tin cậy. Khi tiến trình gửi chuyển thông điệp qua cổng UDP, UDP không đảm bảo thông điệp sẽ đến được cổng tiến trình nhận. Hơn nữa, các thông điệp đến đích có thể không đúng thứ tự.

Mặt khác, UDP không có cơ chế kiểm soát tắc nghẽn, vì vậy tiến trình gửi có thể đẩy dữ liệu ra cổng UDP với tốc độ bất kì. Mặc dù không phải tất cả dữ liệu đều tới được đích, nhưng phần lớn dữ liệu có thể tới được. Ứng dụng thời gian thực thường lựa chọn UDP ở tầng giao vận. Giống TCP, UDP không bảo đảm về độ trễ.

Hình 2.5 trình bày các giao thức giao vận của các ứng dụng mang phổ biến. Thư điện tử, truy cập từ xa, Web, và truyền file sử dụng TCP do TCP cung cấp dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy, bảo đảm rằng mọi dữ liệu sẽ tới được đích.

Ứng dụng	Giao thức ứng dụng	Giao thức giao vận
Thư điện tử	SMTP [RFC 821]	TCP
Truy cập từ xa	Telnet [RFC 854]	TCP
Web	HTTP [RFC 2068]	TCP
Truyền file	FTP [RFC 959]	TCP
Remote File Server	NFS	UDP hoặc TCP
Streaming Multimedia	Giao thức riêng, không công bố (ví dụ Real Networks)	UDP hoặc TCP
Điện thoại Internet	Giao thức riêng, không công bố (ví dụ Vocaltec)	Thường là UDP

Hình 2.5 Các ứng dụng phổ biến và giao thức giao vận tương ứng

Chúng ta cũng thấy rằng điện thoại qua Internet chạy trên nền UDP. Mỗi phía của ứng dụng này cần gửi dữ liệu qua mạng với tốc độ tối thiểu nào đó (Xem Hình 2.5). Hơn nữa, ứng dụng điện thoại qua Internet chấp nhận mất mát dữ liệu, vì thế chúng không cần dịch vụ truyền tin cậy của TCP.

Như đã lưu ý trước, TCP và UDP đều không bảo đảm về thời gian. Điều này có nghĩa là ứng dụng có ràng buộc về thời gian không thể chạy trên mạng ngày nay? Câu trả lời chắc chắn là không - Internet đã có một kế hoạch cho ứng dụng kiểu này trong nhiều năm tới.

2.1.4 Một số ứng dụng phổ biến

Các kiểu ứng dụng mạng ngày càng đa dạng và phong phú. Chúng ta sẽ tập trung nghiên cứu một số ứng dụng quan trọng thường gặp. Trong chương này chúng ta sẽ trình bày khá chi tiết bốn ứng dụng phổ biến: Web, truyền file, thư điện tử và dịch vụ tên miền (DNS). Web là ứng dụng đầu tiên là vì Web cực kỳ phổ biến và giao thức tầng ứng dụng của nó - HTTP, tương đối đơn giản và minh họa nhiều đặc trưng cơ bản của giao thức. Sau đó là ứng dụng truyền file, bởi vì ứng dụng này có nhiều đặc điểm trái ngược với HTTP. Chúng ta cũng sẽ nghiên cứu thư điện tử, một trong những ứng dụng xuất hiện đầu tiên và thông dụng nhất của Internet. Thư điện tử ngày nay sử dụng nhiều giao thức tầng ứng dụng. Web, truyền file, và thư điện tử đều yêu cầu dịch vụ truyền tin cậy, không có yêu cầu ràng buộc thời gian và yêu cầu về băng thông. Do vậy ba ứng dụng này sử dụng TCP ở tầng giao vận. Ứng dụng thứ tư là DNS (Domain Name System) cung cấp dịch vụ chỉ dẫn. Người dùng không tương tác trực tiếp với DNS mà yêu cầu dịch vụ DNS gián tiếp thông qua ứng dụng khác (ví dụ Web, truyền file, và thư điện tử). DNS minh họa cách thức triển khai một cơ sở dữ liệu phân tán trên mạng. Các bốn ứng dụng trên không có yêu cầu chặt chẽ về thời gian. Các ứng dụng yêu cầu về thời gian được trình bày trong chương 6.

Trong lịch sử

Cuộc chiến trình duyệt

Tháng 4/1994, Marc Andreessen, chuyên viên máy tính (người sau này tạo ra trình duyệt Mosaic tại trường đại học Illinois - bang Urbana) cùng với Jim Clark - người sáng lập công ty Silicon Graphic (là cựu giáo sư Stanford) sáng lập tập đoàn truyền thông Nestcape. Nestcape sau đó tuyển dụng nhiều người trong nhóm dự án Mosaic ở trường đại học Illinois và cho ra đời phiên bản Beta của trình duyệt Navigator 1.0 vào tháng 10 năm 1994. Trong những năm sau, Nestcape đã cải tiến đáng kể trình duyệt của mình, phát triển phần mềm Web server, commerce server, mail server, proxy server, mail reader và nhiều sản phẩm phần mềm ứng dụng khác. Netscape là một trong những công ty kinh doanh trên Internet đổi mới và thành công nhất trong giữa thập niên 90. Tháng 1 năm 1995, Barksdale trở thành tổng giám đốc của Nestcape và vào tháng 8, Nestcape bắt đầu bán cổ phiếu của mình trên thị trường.

Microsoft khởi đầu tương đối chậm trong lĩnh vực Internet khi đưa ra trình duyệt đầu tiên của mình - Internet Explorer 1.0 vào tháng 8 năm 1995. Internet Explorer công kênh và chạy chậm nhưng Microsoft đã đầu tư lớn vào đây để đến năm 1997, Microsoft và Nestcape trở thành "kỷ phùng địch thủ" cạnh tranh thị trường trình duyệt. Ngày 11 tháng 6 năm 1997, Nestcape công bố phiên bản trình duyệt 4.0 và vào ngày 30 tháng 10 Microsoft đưa ra trình duyệt phiên bản 4.0. Tại thời điểm đó, khó có thể xác định chất lượng của trình duyệt nào tốt hơn và Microsoft - với sự thống trị của hệ điều hành Windows liên tục giành thêm được nhiều thị phần. Vào năm 1997, Nestcape mắc phải một số sai lầm nghiêm trọng trong đó có việc đầu tư rất lớn vào trình duyệt hỗ trợ JAVA. Trong suốt năm 1998, Nescape tiếp tục để mất thị phần trình duyệt Web và cả các sản phẩm khác. Cuối năm 1998 American Online đã mua lại Netscape. Marc Andreessen và các cộng sự ban đầu rời bỏ Netscape.

2.2 WORLD WIDE WEB: HTTP

Cho đến những năm 1990, Internet chỉ được sử dụng trong các cơ quan nghiên cứu, trường đại học với các dịch vụ đơn giản như truy cập từ xa, truyền file, nhận và gửi thư điện tử. Mặc dù những ứng dụng này đã (và vẫn) cực kỳ phổ biến - nhưng về cơ bản Internet vẫn chỉ được biết tới trong cộng đồng nghiên cứu. Vào đầu thập niên 90, ứng dụng quan trọng nhất của Internet - World Wide Web xuất hiện, và nhanh chóng được mọi người chấp nhận. Nó thay đổi cách thức tương tác giữa con người và môi trường làm việc. Chính điều này đã giúp đưa Internet từ một trong rất nhiều mạng thông tin (ví dụ mạng trực tuyến Prodigy, American Online hay CompuServe, hệ

thông tin quốc gia: Minitel/Tranpac ở Pháp, Private X25, Rrame Relay) thành một mạng thống nhất duy nhất.

Lịch sử phát triển của công nghệ viễn thông ảnh hưởng lớn đến xã hội loài người. Công nghệ đầu tiên là điện thoại - được phát minh vào năm 1870. Điện thoại cho phép hai người nói chuyện trực tiếp mà không cần ở trong cùng một vùng. Nó có những ảnh hưởng cả tốt lẫn xấu đến xã hội. Công nghệ tiếp theo là truyền thanh, truyền hình - ra đời vào những năm 1920-1930. Nó giúp con người thu nhận một lượng thông tin rất lớn bằng âm thanh và hình ảnh, và tác động lớn đến xã hội. Có lẽ công nghệ thứ ba làm thay đổi cuộc sống và công việc của con người chính là Web. Sức lôi cuốn của Web đối với con người là ở chỗ Web hoạt động theo yêu cầu (on demand). Nghĩa là có thể nhận được thông tin cần thiết vào các thời điểm cần thiết. Điều này khác so với công nghệ quảng bá (truyền thanh, truyền hình) chỉ phát đi những nội dung có sẵn tại những thời điểm định trước. Ngoài ra Web có nhiều đặc điểm lý thú khác. Ai cũng có thể dễ dàng trở thành các nhà xuất bản; các siêu liên kết và các công cụ tìm kiếm giúp ta tìm kiếm qua nhiều trang Web. Các hình ảnh đồ họa và hoạt hình “khuấy động” thị giác. Các thành phần khác như: Form, Java applet, Active X cho phép tương tác tới các Website khác.

2.2.1 Tổng quan về HTTP

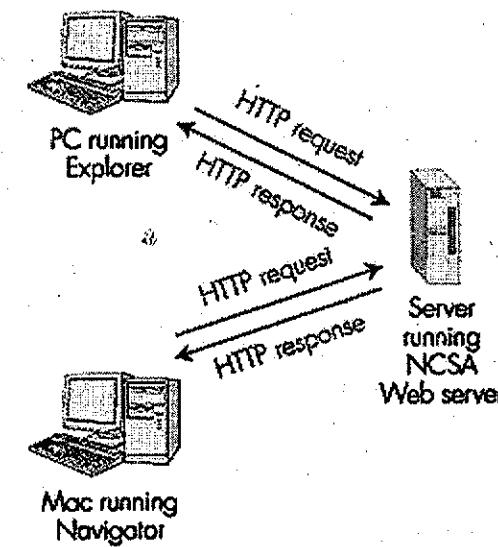
Hyper Text Transfer Protocol (HTTP) - giao thức tầng ứng dụng của Web - là trái tim của Web. HTTP được triển khai trên cả hai phía client và server. Các trình client và server trên các hệ thống đều cuối khác nhau giao tiếp với nhau thông qua việc trao đổi các thông điệp HTTP. HTTP quy định cấu trúc thông điệp cũng như cách thức trao đổi thông điệp giữa client và server. Trước khi nói về HTTP, chúng ta hãy nói lại các thuật ngữ về Web.

Trang Web (Webpage - hay còn gọi là một tập tin) chứa các đối tượng (Object). Đơn giản đối tượng chỉ là một file như file HTML, file ảnh JPEG, file ảnh GIF, file java applet, một đoạn âm thanh... Đối tượng được xác định qua địa chỉ URL. Trang Web chứa một file HTML cơ sở và tham

chiếu đến các đối tượng khác. Ví dụ một trang Web chứa một file HTML văn bản và 5 đối tượng ảnh JPEG, khi đó trang Web có 6 đối tượng: 1 file văn bản HTML và 5 file ảnh. File HTML cơ sở này tham chiếu đến các đối tượng khác thông qua địa chỉ URL. Mỗi địa chỉ URL có hai thành phần: tên của máy chủ và vị trí của đối tượng trên máy chủ. Đây là một địa chỉ URL www.someschool.edu/somedepartment/picture.gif

www.someschool.edu là tên máy chủ và [somedepartment/picture.gif](http://www.someschool.edu/somedepartment/picture.gif) là đường dẫn đối tượng.

Trình duyệt (Browser) - chương trình giao tiếp người dùng của ứng dụng Web cho phép hiển thị trang Web. Browser là phía client của giao thức HTTP. Hiện nay có rất nhiều phần mềm trình duyệt nhưng phổ biến nhất là Nestcape Communication và Microsoft Internet Explorer. Web server lưu giữ các đối tượng Web và được xác định qua địa chỉ URL. Phần mềm Web server là phía server của giao thức HTTP. Một số phần mềm Web server phổ biến là Apache, Microsoft Internet Information Server và Nestcape Enterprise Server.



Hình 2.6. Tương tác client/server

HTTP xác định cách thức trình duyệt yêu cầu trang Web từ Web server cũng như cách thức server gửi trang Web được yêu cầu tới trình

duyệt. Dưới đây chúng ta sẽ nói rõ hơn về quá trình trao đổi giữa client và server. Hình 2.6 minh họa quá trình này. Khi người dùng yêu cầu một đối tượng (ví dụ kích chuột vào một siêu liên kết), browser sẽ gửi thông điệp HTTP tới server yêu cầu đối tượng đó. Server nhận được yêu cầu và trả lời bằng cách gửi lại một thông điệp trả lời chứa đối tượng được yêu cầu. Cho tới những năm 1997, phần lớn các trình duyệt Web và Web server tuân thủ phiên bản HTTP 1.0 (đặc tả trong RFC 1945). Từ năm 1998 một số browser và Web server sử dụng phiên bản 1.1 theo khuyến nghị RFC 2616. Phiên bản mới này tương thích với phiên bản 1.0, nghĩa là Web server dùng phiên bản 1.1 có thể "nói chuyện" được với trình duyệt sử dụng phiên bản 1.0 và ngược lại.

Cả phiên bản 1.0 và 1.1 đều sử dụng TCP làm giao thức ở tầng giao vận phía dưới. HTTP client khởi tạo một kết nối TCP tới HTTP server. Sau khi thiết lập được kết nối, cả tiến trình browser và Web server đều truy cập tới TCP thông qua socket. Như đã nói ở phần 2.1, socket là "cửa" giữa tiến trình ứng dụng và thực thể TCP. Client gửi thông điệp yêu cầu qua socket. Server nhận thông điệp yêu cầu này và gửi thông điệp trả lời qua socket. Sau khi gửi thông điệp qua socket thì thông điệp nằm ngoài tầm "kiểm soát" của client và chính thực thể TCP chịu trách nhiệm chuyển nó sang phía bên kia. Trong phần 2.1 chúng ta thấy rằng TCP cung cấp dịch vụ truyền tin cậy cho HTTP, như vậy thông điệp của tiến trình client sẽ được chuyển tải nguyên vẹn đến server và ngược lại. Đến đây ta đã thấy được ưu điểm của kiến trúc phân tầng. HTTP không giải quyết việc mát mát dữ liệu mà việc này là trách nhiệm của TCP và các tầng bên dưới.

TCP sử dụng cơ chế tránh tắc nghẽn, cơ chế này sẽ được nghiên cứu chi tiết ở chương 3. Ở đây chúng ta chỉ cần biết rằng khi kết nối TCP mới khởi tạo cơ chế này đòi hỏi tốc độ truyền dữ liệu tương đối thấp nhưng sẽ tăng nhanh khi trên mạng không có tắc nghẽn. Giai đoạn bắt đầu với tốc độ thấp gọi là giai đoạn bắt đầu chậm (slow start).

Một chú ý quan trọng là server gửi các đối tượng được yêu cầu cho client mà không ghi lại bất kỳ một thông tin nào về trạng thái của client. Nếu client yêu cầu lại cùng một đối tượng thì server sẽ không thể trả lời cho client rằng đối tượng đó vừa được gửi cho client, server sẽ gửi lại cho client đối tượng đó như thể nó không biết việc gửi lần trước. HTTP server không nhớ các thông tin về client, vì thế HTTP được gọi là giao thức không trạng thái.

2.2.2 Kết nối liên tục và không liên tục (persistent / nonpersistent)

HTTP hỗ trợ cả hai cách kết nối liên tục và không liên tục. HTTP 1.0 sử dụng kết nối không liên tục. Chế độ mặc định của HTTP 1.1 là kết nối liên tục.

Kết nối không liên tục (nonpersistent)

Ta hãy xét các bước client thực hiện để yêu cầu trang Web từ server trong trường hợp sử dụng kết nối không liên tục. Giả sử trang Web có chứa một file HTML cơ sở và 10 file ảnh JPEG, đồng thời cả 11 đối tượng này cùng ở trên một server, địa chỉ của file HTML này là:

www.someschool.edu/somedepartment/home.index

Các bước thực hiện như sau:

HTTP client khởi tạo một kết nối TCP tới server có địa chỉ là **www.someschool.edu**. Cổng 80 là cổng được HTTP server sử dụng để "lắng nghe" các yêu cầu lấy trang Web từ client thông qua giao thức HTTP.

HTTP client gửi thông điệp yêu cầu qua socket tới thực thể TCP đã được kết nối ở bước trước. Thông điệp bao gồm đường dẫn **somedepartment/home.index** (ý nghĩa thông điệp sẽ được giải thích ở dưới).

HTTP server nhận được thông điệp yêu cầu từ socket, lấy đối tượng **home.index** trong bộ nhớ của mình (ở cứng hoặc RAM), đặt đối tượng này vào trong một thông điệp trả lời và gửi đi qua socket.

HTTP server yêu cầu thực thể TCP kết thúc kết nối (nhưng nó không đóng lại thực sự cho đến khi client nhận được thông điệp).

HTTP client nhận được thông điệp trả lời, kết nối được đóng lại. Thông điệp chỉ ra rằng nó chứa một đối tượng là file HTML. Client sẽ lấy file đó ra từ thông điệp trả lời. File HTML tham chiếu đến 10 đối tượng ảnh JPEG.

4 bước đầu được lặp lại cho mỗi đối tượng ảnh được tham chiếu trong file HTML.

Khi nhận được thông điệp trả lời có chứa trang Web, browser sẽ hiển thị trang Web. Các browser khác nhau thì có thể có các cách hiển thị khác nhau đối với cùng một trang Web. HTTP không ảnh hưởng gì đối với cách hiển thị trang Web của client. Các đặc tả trong HTTP chỉ định nghĩa giao thức truyền thông giữa tiến trình client và server mà thôi.

Các bước ở trên sử dụng cách kết nối không liên tục vì sau khi gửi đi một đối tượng thì server sẽ đóng kết nối TCP lại, kết nối không được sử dụng để lấy các đối tượng khác. Lưu ý rằng mỗi kết nối TCP chuyển duy nhất một thông điệp yêu cầu và một thông điệp trả lời, như vậy trong ví dụ trên, client yêu cầu toàn bộ đối tượng trên trang Web thì sẽ có thể có tới 11 kết nối TCP được thiết lập.

Trong ví dụ trên, chúng ta không hề nói đến việc client nhận được 10 file ảnh JPEG qua 10 liên kết TCP riêng rẽ hay một số file được nhận qua cùng một kết nối. Trên thực tế, người dùng có thể cấu hình cho trình duyệt điều khiển mức độ song song của các kết nối. Chế độ mặc định của trình duyệt thường là từ 5 đến 10 kết nối TCP song song và mỗi kết nối kiểm soát một cặp thông điệp yêu cầu / trả lời. Nhưng nếu người dùng không thích thì có thể đặt số kết nối song song tối đa là 1, trong trường hợp này 10 kết nối được thiết lập riêng lẻ. Trong chương sau chúng ta sẽ thấy rằng cách kết nối song song làm giảm thời gian nhận được kết quả từ client.

Kết nối liên tục

Có một vài nhược điểm trong kết nối không liên tục: Thứ nhất, khi kết nối mới được tạo ra, phía client và server phải tạo ra vùng đệm TCP (buffer) cũng như lưu giữ các biến TCP. Điều này chính là gánh nặng cho server khi có nhiều client cùng yêu cầu một lúc.

Với cách kết nối liên tục, server không đóng liên kết TCP sau khi gửi thông điệp trả lời. Các thông điệp yêu cầu và trả lời sau đó (giữa cùng một client và server) được gửi qua cùng một kết nối. Trong ví dụ trên, toàn bộ đối tượng trong trang Web (một file HTML và 10 file ảnh JPEG) được truyền nối tiếp nhau trên cùng một kết nối TCP. Ngoài ra, có thể các trang Web khác trên cùng server có thể được truyền qua một kết nối TCP. Thông thường thì HTTP server đóng liên kết khi liên kết không được sử dụng trong một khoảng thời gian nào đó.

Chế độ làm việc mặc định của phiên bản HTTP 1.1 là gửi liên tục. Trong trường hợp này, HTTP client gửi yêu cầu khi nhận được một tham chiếu (ví dụ một siêu liên kết, hay tham chiếu đến file ảnh) vì vậy client có thể gửi các yêu cầu liên tiếp. Khi nhận được yêu cầu thì server sẽ gửi các đối tượng nối tiếp nhau.

2.2.3 Khuôn dạng thông điệp HTTP

Các đặc tả HTTP 1.0 (RFC 1945) và HTTP 1.1 (RFC 2016) đặc tả khuôn dạng thông điệp HTTP. Có hai kiểu khuôn dạng HTTP: thông điệp yêu cầu và thông điệp trả lời.

Thông điệp yêu cầu HTTP (HTTP request message)

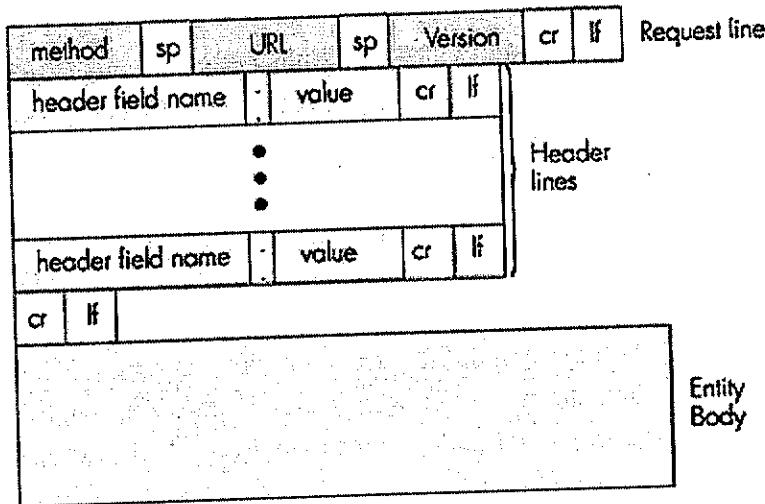
Một thông điệp yêu cầu thường có dạng sau:

```
GET /somedir. page. html HTTP/1.1
Host: www. someschool. edu
Connection:close
User-agent:Mozilla /4.0
Accept-language:Fr
(extra carry return line feed)
```

Trước hết ta thấy rằng thông điệp được viết bằng mã ASCII - vì thế bất kỳ máy tính thông thường nào cũng có thể đọc được. Thứ hai, thông điệp gồm 5 dòng và mỗi dòng đều kết thúc bởi cặp ký tự đặc biệt Carriage Return (CR=13h) và Line Feed (LF=10h). Trên thực tế một thông điệp có thể có nhiều dòng hơn. Dòng đầu tiên của thông điệp được gọi là **dòng yêu cầu (request line)**, các dòng sau gọi là **tiêu đề (header)**. Dòng yêu cầu có 3 trường: trường method, trường địa chỉ URL và trường phiên bản HTTP. Trường method nhận một trong ba giá trị: GET, POST và HEAD. Phần lớn các yêu cầu sử dụng phương thức GET. Phương thức này được trình duyệt sử dụng để yêu cầu đối tượng có địa chỉ URL. Trong ví dụ trên thì trình duyệt yêu cầu đối tượng somedir/page.html. Trường phiên bản xác định phiên bản giao thức HTTP (trong ví dụ là 1.1).

Bây giờ hãy xét các trường trong tiêu đề. Host: www.someschool.edu là địa chỉ của máy tính có chứa đối tượng được yêu cầu. Ý nghĩa của trường Connection: close là trình duyệt yêu cầu server không sử dụng cách kết nối liên tục và yêu cầu server đóng kết nối lại sau khi đã gửi đi đối tượng được yêu cầu. Mặc dù client sử dụng phiên bản HTTP 1.1 nhưng lại không sử dụng kết nối liên tục. Trường User-agent xác định phần mềm trình duyệt của người sử dụng. Phần mềm trình duyệt ở đây là Mozilla, một sản phẩm của hãng Nestcape. Trường này rất quan trọng vì server có thể gửi các bản khác nhau của cùng một đối tượng đến các trình duyệt khác nhau (các bản đối tượng này đều được xác định qua cùng một địa chỉ URL duy nhất). Cuối cùng là trường Accept language, trong ví dụ này người sử dụng yêu cầu bản tiếng Pháp của đối tượng - nếu server có bản này. Trong trường hợp không có thì server gửi đi bản mặc định.

Hình 2.7 minh họa khuôn dạng chung của thông điệp yêu cầu.



Hình 2.7 Khuôn dạng thông điệp yêu cầu

Khuôn dạng tổng quát của thông điệp có thêm trường Entity Body sau các dòng tiêu đề. Trường này không được sử dụng trong phương thức GET nhưng được sử dụng trong phương thức POST. HTTP client sử dụng phương thức POST khi người dùng điền vào một form - ví dụ khi muốn tìm kiếm qua máy tìm kiếm Google. Với phương thức POST người dùng vẫn tìm kiếm qua máy tìm kiếm Google. Với phương thức POST người dùng vẫn yêu cầu trang Web nhưng nội dung cụ thể phụ thuộc vào nội dung điền trong form. Nếu giá trị của trường method là POST thì phần entity body sẽ chứa nội dung mà người dùng điền vào form. Phương thức HEAD cũng tương tự

nếu phương thức POST. Khi nhận được yêu cầu với phương thức POST, server sẽ gửi lại thông điệp HTTP trả lời nhưng không gửi đối tượng được yêu cầu. Thường người ta sử dụng phương thức HEAD để gõ lõi.

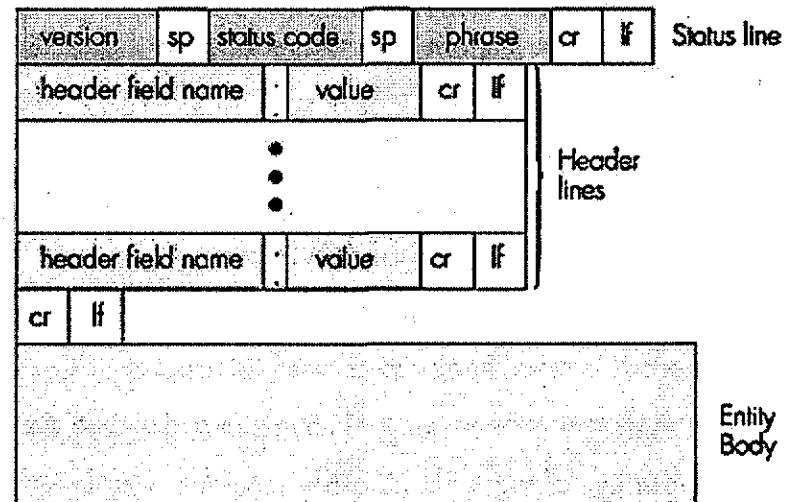
Thông điệp trả lời (HTTP response message)

Sau đây là một ví dụ về thông điệp trả lời, thông điệp này có thể là trả lời cho thông điệp yêu cầu trên.

```
HTTP /1.1 200 OK
Connection:close
Date: Thu, 06 Aug 1998 12:00:15 GMT
Server Apache/1. 3. 0 (unix)
Last modified:Mon, 22 Jun 1998 09:23:24 GMT
Connect lenght:6821
Connect type:text/html
```

(data data)

Thông điệp trên gồm có 3 phần: Dòng đầu tiên là dòng trạng thái (status line), 6 dòng tiêu đề và cuối cùng là phần thân (Entity body) chứa đối tượng được yêu cầu (là phần data data...). Dòng trạng thái có 3 trường: trường phiên bản của giao thức, mã trạng thái và trường trạng thái thông điệp trả lời. Trong ví dụ này thì dòng trạng thái cho biết server sử dụng phiên bản HTTP 1.1 và trạng thái là sẵn sàng (server đã nhận được yêu cầu và gửi đối tượng được yêu cầu).



Hình 2.8 Khuôn dạng thông điệp trả lời

Trường Connection: close báo cho client biết server sẽ đóng kết nối sau khi gửi đi thông điệp. **Trường Date:** cho biết thời gian khi server tạo ra thông điệp và gửi đi, chú ý rằng đây không phải là thời gian khi đối tượng được tạo ra hay lần cuối cùng đối tượng được cập nhật. Đó là thời điểm mà server tìm thấy đối tượng trong hệ thống file của mình, chèn đối tượng vào thông điệp trả lời và gửi đi. **Trường Server** cho biết thông điệp trả lời này được tạo ra từ phần mềm Web server Apache, ý nghĩa của nó giống với trường **User agent** trong thông điệp yêu cầu. **Trường Last modified** là thời gian cuối cùng đối tượng được cập nhật. Ta sẽ nghiên cứu kỹ hơn về trường này nhưng chú ý rằng nó có vai trò quan trọng đối với cả client và Web cache (proxy server). **Content length:** cho biết độ dài của đối tượng được gửi. **Content type** xác định kiểu của đối tượng là file văn bản HTML (kiểu của đối tượng được đặt ở đây chứ không phải trong phần mở rộng của tên file).

Chú ý khi nhận được một thông điệp yêu cầu HTTP 1.0, server cũng sẽ không sử dụng kết nối liên tục ngay cả khi server dùng phiên bản 1.1. Server sẽ đóng kết nối ngay sau khi gửi đối tượng. Điều này cần thiết vì client sử dụng phiên bản HTTP 1.0 sẽ chờ server đóng kết nối lại.

Khuôn dạng chung của một thông điệp trả lời được minh họa trên Hình 2.8. Khuôn dạng này tương thích với ví dụ trên. Tuy nhiên cần phải nói thêm về mã trạng thái (status code) và ý nghĩa của chúng. Mã trạng thái cùng với cụm từ đi sau cho biết kết quả đáp ứng yêu cầu. Sau đây là một vài giá trị thông dụng và ý nghĩa của chúng:

200 OK: Yêu cầu được đáp ứng và dữ liệu được yêu cầu nằm trong thông điệp.

301 Moved permanently: cho biết đối tượng đã được chuyển và địa chỉ URL mới của đối tượng được đặt trong trường **Location:** của thông điệp trả lời, phần mềm tại client sẽ tự động lấy đối tượng tại địa chỉ URL mới (đây là hiện tượng redirection thường gặp khi duyệt Web).

400 Bad Request: server không hiểu được yêu cầu từ client

404 Not found: đối tượng không còn được lưu trên server

505 HTTP version not support: server không hỗ trợ giao thức của client

Trong phần này chúng ta đã trình bày một số trường trong tiêu đề của thông điệp HTTP. HTTP (đặc biệt là bản 1.1) định nghĩa rất nhiều

trường có thể được browser, Web server và Web cache chèn vào trong thông điệp. Ở trên chúng ta mới đề cập đến một phần nhỏ, chi tiết có thể xem trong các đặc tả của HTTP.

Làm thế nào để trình duyệt cũng như server biết được phải chèn trường nào vào tiêu đề thông điệp? Thông điệp yêu cầu phụ thuộc vào chức năng trình duyệt cũng như phiên bản HTTP (HTTP 1.0 không thể tạo ra thông điệp kiểu HTTP1.1). Người sử dụng có thể định cấu hình cho trình duyệt.

2.2.4 Tương tác giữa người dùng và Hrver-server

Như đã nói trên, HTTP server không lưu giữ trạng thái. Điều này đơn giản hóa kiến trúc và làm tăng hiệu suất hoạt động của server. Tuy nhiên server muốn phân biệt người dùng không chỉ vì muốn hạn chế sự truy cập mà còn vì muốn phục vụ theo định danh người dùng. HTTP có 2 cơ chế để server phân biệt người dùng: Authentication và cookies.

Authentication (Kiểm chứng)

Nhiều server yêu cầu người dùng phải cung cấp tên (username) và mật khẩu (password) để có thể truy cập được vào tài nguyên trên máy chủ. Yêu cầu này được gọi là kiểm chứng. HTTP có các mã trạng thái và trường để thực hiện quá trình kiểm chứng. Giả sử client yêu cầu một đối tượng từ server và server yêu cầu client cung cấp tên và mật khẩu. Đầu tiên client vẫn gửi một thông điệp yêu cầu thông thường. Server sẽ trả lời với thông điệp có phần thân rỗng và trường mã trạng thái là **401 Authentication required**. Trong thông điệp trả lời này có trường **www-Authenticate:** xác định phương thức kiểm chứng mà người dùng phải thực hiện, thông thường là đưa tên và mật khẩu. Nhận được thông điệp này, client yêu cầu người dùng cung cấp tên và mật khẩu. Sau đó, client sẽ gửi lại thông điệp yêu cầu có trường **Authoziration:** trong tiêu đề, trường này chứa tên và mật khẩu của người dùng.

Sau khi nhận được đối tượng đầu tiên, client tiếp tục gửi tên và mật khẩu trong các thông điệp kế tiếp (thường thì cho đến khi người dùng đóng trình duyệt lại). Khi trình duyệt còn mở, tên và mật khẩu được lưu lại trong

cache để người dùng không phải đánh lại nữa). Theo cách này server có thể phân biệt các người dùng khác nhau. HTTP phân biệt người dùng khá lỏng lẻo và không khó để vượt qua. Chúng ta sẽ nghiên cứu thêm về vấn đề bảo mật và sơ đồ xác nhận người dùng trong chương sau.

Cookie

Cookie là kỹ thuật khác được sử dụng để ghi lại dấu vết của người truy cập. Nó được đặc tả trong RFC 2109. Ví dụ lần đầu tiên người dùng truy cập vào một server nào đó có sử dụng cookie. Thông điệp trả lời của server có trường **Set-cookies**: trong tiêu đề, cùng với một chuỗi ký tự do Web server tạo ra.

Ví dụ **Set-cookies:1678453**. Khi nhận được thông điệp trả lời, client xác định được trường **Set-cookies** và chuỗi ký tự đi kèm, trình duyệt sẽ thêm một dòng vào cuối file cookie (là một file đặc biệt nằm trên máy client). Dòng này thường là dòng chứa tên máy chủ và chuỗi ký tự cookie. Giả sử một tuần sau, client gửi thông điệp yêu cầu đến server, client sẽ tự động chèn trường **Cookies**: trong tiêu đề của thông điệp yêu cầu với giá trị là chuỗi giá trị cookie lưu trong file cookie. Trong ví dụ trên, tiêu đề chứa trường **cookies** là **Cookie:1678453**. Theo cách này, server không xác định được tên của người dùng (user name) nhưng xác định được user này chính là người đã truy cập một tuần trước đó.

Web server sử dụng cookie cho nhiều mục đích:

Nếu server yêu cầu kiểm chứng nhưng không muốn đòi hỏi người dùng đăng nhập qua tên và mật khẩu thì có thể sử dụng cookie cho mỗi lần người dùng truy cập vào server.

Server sử dụng cookie nếu muốn ghi nhớ các hoạt động của người dùng, phục vụ mục đích quảng cáo.

Nếu user mua hàng trên mạng (mua một đĩa CD chẳng hạn) thì server sử dụng cookie để ghi lại những gì mà user đã mua. Đó chính là các cửa hàng ảo.

Sử dụng cookie gây khó khăn cho người dùng không có máy cố định mà truy cập vào server từ nhiều máy khác nhau. Server sẽ coi đó là những người dùng phân biệt.

2.2.5 GET có điều kiện (Conditional GET)

Lưu giữ lại các đối tượng đã từng được lấy, Web cache có thể làm giảm thời gian chờ từ khi gửi yêu cầu đến khi nhận đối tượng và làm giảm lưu lượng thông tin truyền trên Internet. Web cache được triển khai trên trình duyệt hay các cache server. Chúng ta sẽ nghiên cứu network cache ở phần sau. Trong phần này ta chỉ quan tâm đến cache tại trình duyệt.

Mặc dù Web cache làm giảm thời gian chờ nhận đối tượng nhưng vẫn đề này sinh là bản sao của đối tượng được lưu giữ trên client có thể đã "cũ", nói cách khác đối tượng trên server có thể đã thay đổi từ khi client lấy đối tượng đó về. Tuy nhiên HTTP có cơ chế cho phép sử dụng cache trong khi vẫn đảm bảo đối tượng trong cache chưa bị "cũ". Cơ chế này chính là **GET có điều kiện (conditional GET)**. Một thông điệp HTTP được gọi là có điều kiện nếu: (1) thông điệp sử dụng phương thức GET và (2) thông điệp có trường **If-modified-since** trong tiêu đề. Ví dụ, trình duyệt yêu cầu một đối tượng từ server mà trong cache của nó chưa có:

```
GET /fruit/banana.gif HTTP/1.0  
User-agent:Mozilla/4.0
```

Sau đó server gửi thông điệp trả lời kèm với đối tượng

```
HTTP /1.0 200 OK  
Date: wed 12 aug 1998 15:38:29  
Server : Apache/1. 3. 0 (Unix)  
Last-modified: mon, 22 jun 1998 09:23:24  
Content-type:image/gif  
(data data.....)
```

Trình duyệt hiển thị đối tượng đồng thời lưu lại đối tượng trong cache cục bộ cùng với thời gian trong trường **Last-modified** kèm theo đối tượng.

Một tuần sau, người sử dụng lại yêu cầu đối tượng này và đối tượng vẫn còn được lưu trên cache. Nhưng trên server đối tượng có thể đã bị thay đổi trong thời gian một tuần nên trình duyệt phải thực hiện kiểm tra bằng cách gửi một thông điệp GET có điều kiện, cụ thể browser gửi đi:

GET /fruit/kiwi.gif HTTP/1.0

User-agent: Mozilla /4.0

If-modified-since: Mon, 22 Jun 1998 09:23:24

Chú ý giá trị trường **If-modified-since**: là giá trị của trường **Last-modified**: trong tiêu đề mà server đã gửi cho client tuần trước. Thông điệp **GET** có điều kiện yêu cầu server chỉ gửi đối tượng cho client nếu như đối tượng đó bị thay đổi sau thời gian được chỉ ra trên. Giả sử đối tượng đó không thay đổi gì từ 9 giờ 23 phút 24 giây ngày 22 tháng 6 năm 1998 thì server sẽ gửi cho client thông điệp:

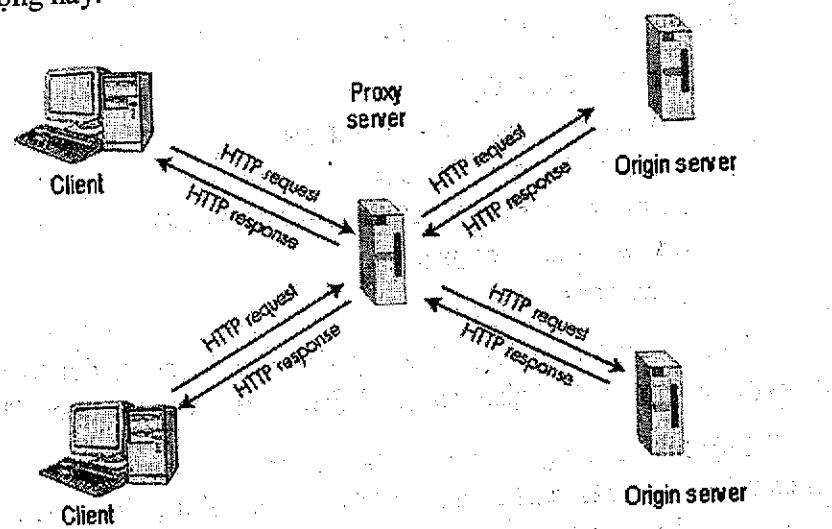
HTTP /1.0 304 Not modified

Date : wed, 19 Aug 1998 15:39:29

Server: Apache /1.3.0 (Unix)

(empty entity body)

Thông điệp trả lời này không kèm theo đối tượng. Việc gửi kèm đối tượng chỉ làm lãng phí đường truyền và làm tăng thời gian client phải chờ để nhận được đối tượng, đặc biệt khi đối tượng có kích thước lớn. Giá trị trường trạng thái là **304 Not modified** báo cho client biết đối tượng mà client lưu trong cache giống đối tượng gốc tại server, do đó client có thể sử dụng lại đối tượng này.



Hình 2.9 Client yêu cầu đối tượng thông qua cache

2.2.6 Web cache

Web cache (proxy server) là thực thể đáp ứng yêu cầu từ client. Máy tính làm nhiệm vụ Web cache có ổ đĩa riêng lưu trữ bản sao các đối tượng đã từng được yêu cầu. Như minh họa trên

Hình 2.9, người sử dụng có thể cấu hình trình duyệt sao cho tất cả các yêu cầu đều được gửi đến Webcache trước (việc này tương đối đơn giản với các trình duyệt của Microsoft và Nescape). Khi đó tất cả yêu cầu của trình duyệt về một đối tượng nào đó sẽ được chuyển đến Webcache trước. Giả sử trình duyệt yêu cầu đối tượng là một file ảnh có địa chỉ là <http://www.someschool.edu/campus.gif>

- Trình duyệt khởi tạo một kết nối TCP tới Webcache và gửi yêu cầu tới Webcache
- Webcache sẽ kiểm tra và tìm đối tượng, nếu tìm được thì Webcache sẽ gửi đối tượng cho client qua kết nối TCP đã được thiết lập.
- Nếu Webcache không có đối tượng đó thì nó sẽ khởi tạo một kết nối tới server thật chứa đối tượng, ở đây là www.someschool.edu. Sau đó Webcache gửi thông điệp yêu cầu tới cho server này thông qua kết nối TCP vừa khởi tạo. Sau khi nhận được yêu cầu từ Webcache, server sẽ gửi lại đối tượng cho Webcache
- Khi nhận được đối tượng, Webcache sẽ lưu lại bản sao của đối tượng và gửi đối tượng trong thông điệp HTTP trả lời cho máy client (thông qua kết nối TCP đã được thiết lập trước đó).

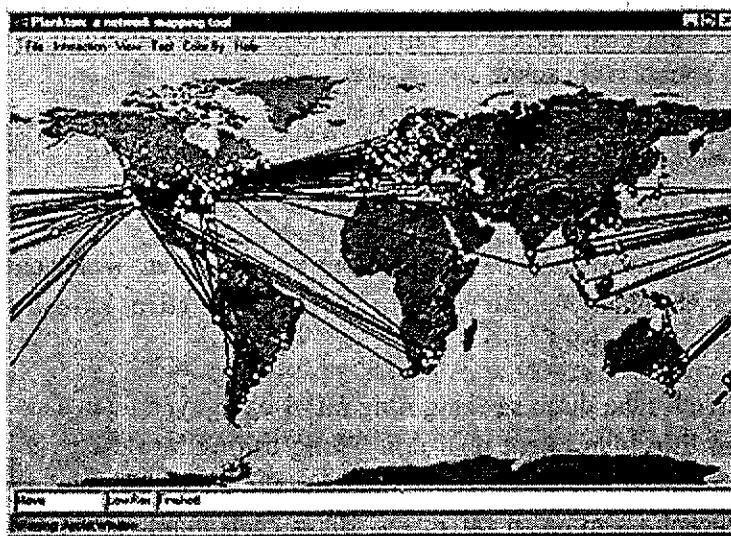
Như vậy Webcache vừa là client vừa là server. Webcache đóng vai trò server khi nhận yêu cầu và trả lời, đóng vai trò client khi gửi yêu cầu và nhận thông điệp trả lời.

Webcache được sử dụng rộng rãi vì ba nguyên nhân sau: Webcache làm giảm thời gian client phải đợi. Trong trường hợp cache có đối tượng được yêu cầu thì đối tượng này sẽ ngay lập tức được chuyển cho client. Thứ hai, Webcache làm giảm tải mạng. Bằng cách giảm tải đường truyền ra mạng Internet, cơ quan không cần phải nâng cấp đường truyền và giảm chi

phi. Webcache làm giảm lượng thông tin Web trao đổi trên Internet, do đó tăng hiệu suất hoạt động của tất cả các ứng dụng. Năm 1998, theo thống kê hơn 75% thông tin được truyền trên mạng là ứng dụng Web, vì vậy giảm tải Web cải thiện đáng kể hiệu suất toàn bộ Internet. Thứ ba, mạng Internet với nhiều Webcache giúp cho việc nhanh chóng phát tán thông tin - thậm chí ngay cho những nhà cung cấp thông tin có tốc độ server chậm hay tốc độ kết nối chậm. Nếu một nhà cung cấp có một nội dung cần phổ biến thì nội dung này ngay lập tức được chuyển đến các Webcache và yêu cầu của người dùng từ mọi nơi được đáp ứng nhanh chóng.

Cache liên hợp (Cooperative caching)

Có thể kết hợp nhiều Webcache đặt ở các vị trí khác nhau trên mạng nhằm nâng cao hiệu suất tổng thể. Ví dụ, cache của một cơ quan có thể được cấu hình sao cho các yêu cầu của nó được gửi tới cache của nhà cung cấp dịch vụ Internet cấp quốc gia (backbone ISP). Khi đó nếu cache của cơ quan không có đối tượng được yêu cầu thì nó sẽ gửi thông điệp yêu cầu HTTP đến cache của ISP. Cache ở ISP sẽ tìm đối tượng trong hệ thống lưu trữ của mình hoặc tại chính server có lưu giữ đối tượng. Sau đó nó sẽ gửi đối tượng trong thông điệp trả lời HTTP tới cache của cơ quan. Cache của cơ quan lại gửi đối tượng tới trình duyệt yêu cầu. Mỗi lần đối tượng khi qua cache đều được sao chép lại trong cache.



Hình 2.10 NLANR caching

Một ví dụ về hệ thống cache liên hợp là hệ thống cache NLANR. Hệ thống này có nhiều máy làm nhiệm vụ Webcache ở Mỹ, cung cấp dịch vụ cho các Webcache của các tổ chức và các khu vực trên toàn thế giới. Mô hình phân cấp của hệ thống này được mô tả trong Hình 2.10. Cache này lấy đối tượng từ cache khác bằng cách kết hợp sử dụng giao thức HTTP và ICP (Internet Caching Protocol). ICP là giao thức ở tầng ứng dụng cho phép cache nhanh chóng xác định một cache khác có đối tượng nào đó hay không, và nếu có thì cache có thể sử dụng giao thức HTTP để lấy đối tượng về. ICP được sử dụng rộng rãi trên rất nhiều hệ thống cache liên hợp.

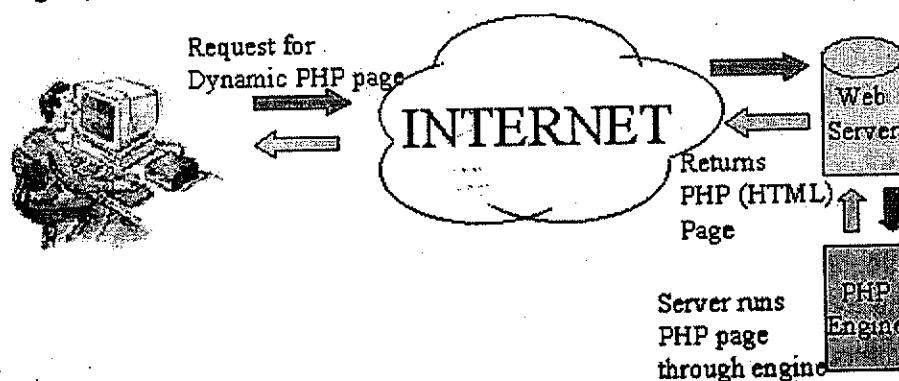
Một kiểu liên hợp khác là cụm cache (cache cluster), thường đặt trên cùng một mạng LAN. Cache được thay thế bởi cụm cache khi một cache duy nhất không đáp ứng hiệu quả trong trường hợp quá nhiều yêu cầu hay khi dung lượng thiết bị nhớ hạn chế. Tuy nhiên khi trình duyệt yêu cầu một đối tượng thì vấn đề này sinh là yêu cầu được gửi đến cache nào trong cụm cache. Vấn đề này có thể được giải quyết bằng cách tìm kiếm theo hàm băm (hash routing). Đơn giản nhất, trình duyệt thực hiện phép “băm” trên địa chỉ URL, trình duyệt sẽ căn cứ vào kết quả để gửi yêu cầu đến một trong các cache trong cụm. Nếu tất cả trình duyệt dùng cùng một thuật toán băm, đối tượng không bao giờ được lưu trên các cache khác nhau trong cụm. Nếu đối tượng thực sự được lưu trữ trong cụm thì trình duyệt luôn có thể gửi yêu cầu đến cache thích hợp. Tìm kiếm theo hàm băm là cốt lõi của giao thức Cache Array Routing (CARP).

Webcache là vấn đề lớn và phức tạp. Trong vài năm gần đây có nhiều nghiên cứu và sản phẩm về cache. Hướng nghiên cứu là xây dựng cache có khả năng xử lý được luồng âm thanh và hình ảnh. Cache sẽ đóng một vai trò quan trọng để Internet trở thành cơ sở hạ tầng cung cấp các dịch vụ hỗ trợ đa phương tiện theo yêu cầu (on demand).

2.2.7 Web động

Trong phần trên, chúng ta nói về trang Web tĩnh – là một file HTML cụ thể nằm trên Web server. Trong phần này chúng ta sẽ trình bày về Web động và Web tích cực. Một trang Web động không tồn tại dưới dạng một file cố định trên Web server. Trang Web động chỉ được server tạo ra khi

nhận được một yêu cầu cụ thể từ trình duyệt Web. Khi nhận được một yêu cầu, Web server sẽ chạy một chương trình ứng dụng nào đó để tạo ra nội dung một văn bản. Sau đó văn bản này được trả về cho trình duyệt.



Hình 2.11 Ví dụ về Web động, Web server sử dụng công nghệ PHP

Web tĩnh cục (active Web) là loại văn bản có chứa chương trình. Chương trình này có khả năng tính toán và hiển thị thông tin. Khi trình duyệt yêu cầu, server sẽ gửi cho trình duyệt một văn bản có đính kèm chương trình. Trình duyệt sẽ chạy chương trình này tại máy tính cục bộ của mình, chương trình có thể tương tác với người sử dụng, tự động cập nhật thông tin theo nhu cầu người sử dụng. Do vậy nội dung trang Web tĩnh cục không bát biến mà thay đổi khi chương trình tương ứng thực thi. Cơ chế Web động có ưu nhược điểm riêng so với Web tĩnh truyền thống.

Rõ ràng ưu điểm chính của Web tĩnh là tính đơn giản, tiện dụng và tin cậy. Sau khi được tạo ra, trang Web tĩnh có một định dạng cố định và bát biến. Trình duyệt có thể nhanh chóng hiển thị một trang Web tĩnh, và có thể tăng hiệu suất hệ thống bằng cách sử dụng cơ chế cache.

Nhược điểm của Web tĩnh là thiếu tính linh hoạt. Khi phải thay đổi, chúng ta phải chỉnh sửa lại mỗi trang Web tĩnh. Điều này không được làm tự động mà phải làm thủ công. Do đó trang Web tĩnh không thích hợp khi cần cung cấp các thông tin biến đổi thường xuyên.

Ưu điểm chính của Web động là khả năng hiển thị ngay lập tức thông tin hiện thời từ phía server. Những thông tin thay đổi thường xuyên, chẳng hạn dự báo thời tiết, giá các loại cổ phiếu,... có thể được một chương trình ứng dụng ở phía server sinh ra và chuyển cho trình duyệt khi có yêu cầu.

Triển khai Web động được thực hiện ở phía server. Phía client yêu cầu một trang Web động giống như khi yêu cầu một trang Web tĩnh. Đối với client, một trang Web động không khác gì một trang Web tĩnh. Do Web tĩnh hay Web động đều theo định dạng HTML, nên client không thể biết thông điệp trả về là server lấy từ file nằm trên ổ cứng hay là kết quả của một chương trình.

Nhược điểm chính của Web động là chi phí cài đặt tương đối cao và không linh hoạt khi phải hiển thị những thông tin hay thay đổi. Giống như Web tĩnh, một khi thông điệp được server sinh ra và chuyển cho trình duyệt thì nội dung thông điệp là cố định. Nếu mỗi lần thông tin thay đổi, trình duyệt phải cập nhật lại để lấy nội dung mới.

Xây dựng và bảo trì các Web server có khả năng tương tác động khá tốn kém, do ngoài khả năng phải lập trình thì máy tính làm Web server phải có cấu hình mạnh, ngoài ra phải tăng cường khả năng bảo mật của hệ thống. Việc tạo ra trang Web động cũng tốn nhiều thời gian hơn (do phía server phải chạy chương trình với mỗi yêu cầu từ client).

Đối với Web động, cho dù thông điệp trả lời chỉ được tạo ra khi có nhu cầu, nhưng thông tin trong đó vẫn có thể bị lạc hậu nhanh chóng. Ưu điểm chính của Web tĩnh cục so với Web động chính là khả năng cập nhật thông tin liên tục do khả năng Web tĩnh cục có khả năng tương tác trực tiếp với server để cập nhật thông tin. Ví dụ một trang Web hiển thị giá của thị trường chứng khoán có thể tự động cập nhật giá các loại cổ phiếu mà không cần bất kỳ sự can thiệp nào từ phía người dùng.

Nhược điểm chính của Web tĩnh cục là chi phí xây dựng và khả năng an ninh hệ thống. Vì phải tải và sau đó thực thi một chương trình từ server, nên phải có khả năng đảm bảo chương trình này không làm gì có hại trên máy tính client.

Chủ yếu việc triển khai Web động được thực hiện ở phía server, server phải có bổ sung thêm khả năng chạy một chương trình ứng dụng nào đó để tạo ra nội dung một trang Web khi có yêu cầu từ trình duyệt. Mỗi một kiểu trả lời phải có một chương trình ứng dụng riêng. Do đó server phải có khả năng chuyển yêu cầu đến từ trình duyệt cho chương trình ứng dụng cụ thể.

Chuẩn CGI (Common Gateway Interface)

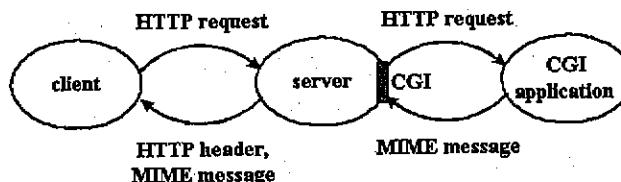
CGI là một trong những công nghệ đã từng được sử dụng rất rộng rãi khi xây dựng Web động. Chuẩn CGI quy định cách thức Web server tương tác với chương trình ứng dụng (chương trình CGI). Hình 2.12 minh họa cơ chế hoạt động của CGI.

Trên phần lớn Web server, cơ chế CGI được cài đặt như sau. Trong thư mục gốc cài đặt Web server, có thư mục cgi-bin. Khi client yêu cầu một file nào đó nằm trong thư mục cgi-bin thì Web server sẽ không gửi file được yêu cầu mà phải thực thi file này và kết quả của quá trình thực thi sẽ được gửi cho trình duyệt. Chương trình được gọi để thực thi ở đây có thể là một file khả thi hoặc một đoạn mã script (bằng Perl).

Giả sử bạn gõ <http://computer.howstuffworks.com/cgi-bin/search.pl> trên trình duyệt. Web server nhận thấy rằng file search.pl nằm trong thư mục cgi-bin, do vậy nó thực thi search.pl (là một Perl script) và sau đó gửi kết quả cho trình duyệt.

Bạn hoàn toàn có thể viết một đoạn script và thử cơ chế CGI, miễn là:

- Bạn biết một ngôn ngữ lập trình, chẳng hạn C hay PERL
- Bạn có quyền truy cập vào Web server có hỗ trợ CGI.



Hình 2.12 Vị trí của CGI

Một chương trình CGI đơn giản

Trong phần trước, chúng ta đã xem một ví dụ trang Web tĩnh đơn giản như sau:

```
<html>
<body>
  <h1>Hello there!</h1>
</body>
</html>
```

Nếu có quyền truy cập tới thư mục cgi-bin trên một Web server có hỗ trợ CGI, bạn có thể thử đoạn mã đơn giản được viết bằng ngôn ngữ lập trình C sau đây. Kết quả thực hiện của chương trình này tương đương với trang Web tĩnh ở trên.

```
#include <stdio.h>
int main()
{
    printf("Content-type: text/html\n\n");
    printf("<html>\n");
    printf("<body>\n");
    printf("<h1>Hello there!</h1>\n");
    printf("</body>\n");
    printf("</html>\n");
    return 0;
}
```

Dịch file mã nguồn này thành file simplest.cgi và đặt trong thư mục cgi-bin. Giả sử trình duyệt yêu cầu file simplest.cgi thì chương trình CGI tại server sẽ sinh ra một trang Web có dòng chữ "Hello there".

Chú ý rằng bắt buộc phải có dòng printf("Content-type: text/html\n\n") vì "Content-type: text/html\n\n" luôn là dòng đầu tiên Web server gửi cho trình duyệt.

Ưu điểm chính của chương trình CGI là tạo ra nội dung động – nghĩa là kết quả của mỗi lần chạy là khác nhau. Chương trình C sau đây minh họa điều này.

```
#include <stdio.h>
int incrementCount()
{
    FILE *f;
    int i;
    f=fopen("count.txt", "r+");
    if (!f)
    {
        sleep(1);
        f=fopen("count.txt", "r+");
        if (!f)
            return -1;
    }
    fscanf(f, "%d", &i);
    i++;
    fprintf(f, "%d", i);
    fclose(f);
}
```

```

fseek(f,0,SEEK_SET);
fprintf(f, "%d", i);
fclose(f);
return i;
}

int main()
{
    printf("Content-type: text/html\n\n");
    printf("<html>\n");
    printf("<body>\n");
    printf("<h1>The current count is: ");
    printf("%d</h1>\n", incrementcount());
    printf("</body>\n");
    printf("</html>\n");
    return 0;
}

```

Sau đó dịch file này thành file **counter.cgi**. Tạo ra file **count.txt** có chứa số 0 trong đó và đặt cả hai file này vào thư mục **cgi-bin**. Sau đó thử kiểm tra bằng cách kích vào link <http://computer.howstuffworks.com/cgi-bin/count.cgi> một số lần. Mỗi lần sẽ hiện ra một kết quả khác nhau.

File **count.txt** giữ giá trị hiện thời của biến **count**, và hàm **incrementcount()** làm tăng biến **count** trong file **count.txt**. Hàm này mở file **count.txt**, đọc giá trị biến **count**, tăng biến **count** lên một sau đó ghi lại giá trị mới vào file.

Form: Gửi thông tin đến trình duyệt

Chúng ta thấy rằng chương trình CGI tương đối đơn giản. Web server chỉ gọi một chương trình CGI để thực thi và sau đó kết quả được gửi lại cho trình duyệt. Nay giờ chúng ta xem cách thức làm sao để trình duyệt gửi được thông tin cho chương trình CGI. Cách thức đơn giản ở đây chính là HTML form.

Để hiểu thế nào là form, chúng ta thử tạo ra một file HTML đơn giản có tên **simpleform.htm** với nội dung như sau

```

<html>
<body>
    <h1>A super-simple form</h1>
    <FORM METHOD=GET ACTION="http://computer.howstuffworks.com/

```

```

cgi-bin/simpleform.cgi">
    Enter Your Name:
    <input name="Name" size=20 maxlength=50>
    <P>
    <INPUT TYPE=submit value="Submit">
    <INPUT TYPE=reset value="Reset">
    </FORM>
</body>
</html>

```

File HTML này bạn đặt trong thư mục **cgi-bin** của Web server. Nếu để ý kỹ, bạn sẽ thấy trong đoạn mã HTML sử dụng phương thức GET để gửi đến CGI script có địa chỉ <http://computer.howstuffworks.com/cgi-bin/simpleform.cgi>. Trong form có vùng văn bản để người dùng đưa dữ liệu vào và hai nút chuẩn kiểu Submit và Reset.

File **Simpleform.cgi** được tạo ra bằng chương trình C đơn giản **simpleform.c** sau:

```

#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
Int main()
{
    printf("Content-type: text/html\n\n");
    printf("<html>\n");
    printf("<body>\n");
    printf("<h1>The value entered was: ");
    printf("%s</h1>\n", getenv("QUERY_STRING"));
    printf("</body>\n");
    printf("</html>\n");
    return 0;
}

```

Và sau khi biên dịch được đặt trong thư mục **cgi-bin**. Chương trình này sẽ lấy giá trị được trình duyệt gửi về qua form để rồi hiển thị nó.

Các kỹ thuật phía Server

Một phương pháp giúp Web server tạo nội dung động là các công nghệ phía server (server side technology). Ngày nay có khá nhiều công nghệ như vậy.

ASP (Active Server Pages): Là công nghệ của Microsoft, có phần mở rộng là .asp.

PHP (Personal Home Pages): Công nghệ mã nguồn mở, phần mở rộng là php or.php3 (phụ thuộc vào cấu hình server).

JSP (Java Server Pages): Dựa trên ngôn ngữ lập trình Java, có phần mở rộng là .jsp.

Với những công nghệ trên, dễ dàng cài đặt và bảo trì cho một Website lớn. Người phát triển chỉ cần gắn các đoạn mã (phía server) vào các trang HTML. Đoạn mã này được đưa cho trình biên dịch tương ứng để từ những câu lệnh sinh ra các đoạn mã HTML và sau đó trang HTML được gửi về cho trình duyệt. Chú ý rằng trình duyệt sẽ không biết về đoạn mã được gắn bên trong trang Web, trình duyệt chỉ nhận được một trang Web với mã HTML thuần túy do server gửi về.

Chúng ta thử lấy PHP làm ví dụ. Yêu cầu của trình duyệt tới một trang PHP sẽ được Web server chuyển cho bộ biên dịch PHP (cùng với các dữ liệu có liên quan). Bộ biên dịch PHP sẽ chạy đoạn mã PHP để sinh ra nội dung HTML và chuyển kết quả này cho Web server. Web server tiếp tục chuyển kết quả nhận được cho trình duyệt yêu cầu. Trình duyệt chỉ nhận được mã HTML, hiển thị chúng mà không biết cách thức Web server tạo ra trang HTML.

Một chương trình PHP đơn giản

Tạo ra một file hello.php có nội dung sau và đặt trong thư mục chủ cài đặt PHP của Web server (**DOCUMENT_ROOT**)

```
<html>
<head>
<title>PHP Test</title>
</head>
<body>
<?php echo '<p>Hello World</p>'; ?>
</body>
</html>
```

Sử dụng trình duyệt để truy cập vào file hello.php này (gõ <http://Webserver//hello.php> trên thanh địa chỉ của trình duyệt). Nếu phía server cấu hình PHP chính xác thì trình duyệt sẽ nhận được kết quả sau:

```
<html>
<head>
<title>PHP Test</title>
</head>
<body>
<p>Hello World</p>
</body>
</html>
```

Chương trình trên cực kỳ đơn giản. Nó chỉ hiển thị dòng chữ "Hello World" trên trình duyệt bằng cách sử dụng lệnh **echo()** của PHP.

Điểm quan trọng trong ví dụ này là các thẻ PHP đặc biệt. Trong ví dụ này ta sử dụng thẻ **<?php** để xác định điểm khởi đầu và thẻ **?>** đánh dấu điểm kết thúc của một đoạn mã PHP. Đoạn mã PHP có thể được đặt vào bất kỳ đâu trong file mã nguồn PHP và đoạn mã này sẽ được trình biên dịch PHP xử lý. .

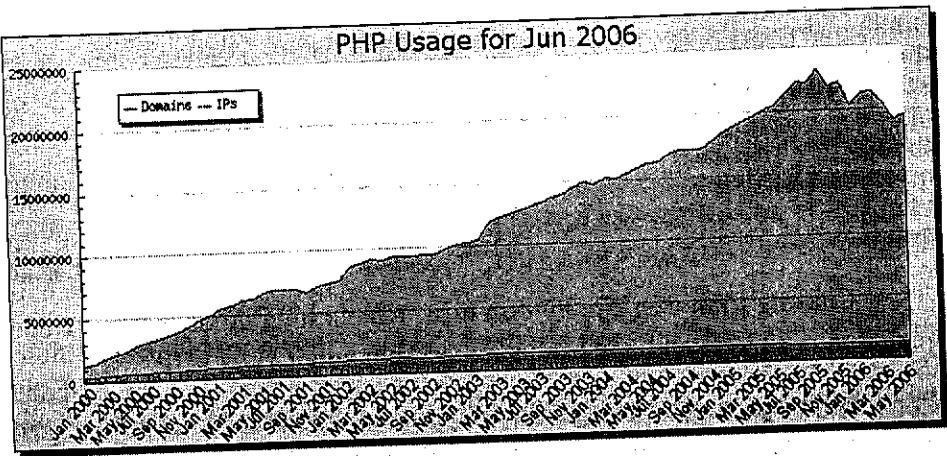
Lịch sử PHP

PHP được Rasmus Lerdorf công bố chính thức từ khoảng mùa thu năm 1994. Trước đó Rasmus đã sử dụng chương trình này để kiểm soát số người truy cập vào Website cá nhân của mình. Phiên bản PHP đầu tiên được công bố vào đầu năm 1995 và được xem là viết tắt của Personal Home Page. Nó chỉ bao gồm một bộ phân tích cực kỳ đơn giản với một vài macro, một vài tiện ích để hỗ trợ xây dựng một Website cá nhân có guessbook và counter. Bộ phân tích được viết lại vào giữa năm 1995 và trở thành phiên bản PHP/FI 2. Module FI thực hiện việc tạo ra file HTML từ một dữ liệu cho trước. Rasmus đã kết hợp module Form Interpreter và thêm các hỗ trợ mSQL. Bắt đầu từ đó, công nghệ PHP được sử dụng cực kỳ rộng rãi và được nhiều người dùng bắt tay phát triển cùng.

Rất khó đưa ra các dự đoán thật chính xác, nhưng vào khoảng cuối năm 1996, có khoảng 15000 Website sử dụng PHP/FI. Đến giữa năm 1997, số lượng này tăng lên 50000. Tại thời điểm này, PHP không còn là dự án mang tính "ngẫu hứng" của Rasmus nữa mà trở thành một dự án có tổ chức với nhiều người dùng tham gia phát triển. Bộ phân tích được Zeev Suraski và Andi Gutmans viết lại từ đầu – và trở thành cơ sở cho PHP3. PHP3 – bên cạnh khá nhiều tiện ích của PHP/FI – cũng được viết lại và bổ sung khá nhiều phần.

Đến tháng 10/2000, PHP3 và PHP4 được cài đặt trên 3300000 Website (so với con số 3800000 Website cài IIS). Phiên bản 4 sử dụng cơ chế Zend để nâng cao hiệu suất. Tháng 12/2004, phiên bản 5 ra đời với nhiều tính năng nổi bật

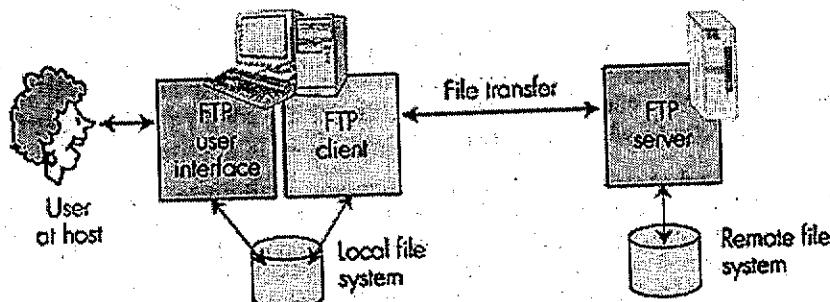
Hình 2.13 minh họa tốc độ phát triển của PHP



Hình 2.13 Tốc độ phát triển của PHP

2.3 TRUYỀN FILE (FILE TRANSFER) FTP

FTP (File Transfer Protocol) là giao thức truyền file giữa các máy tính. Giao thức này xuất hiện từ những năm 1971 (khi Internet vẫn chỉ là một dự án thử nghiệm) nhưng vẫn còn được sử dụng rộng rãi cho đến tận ngày nay. FTP được đặc tả trong RFC 959. Hình 2.14 minh họa các dịch vụ của FTP.

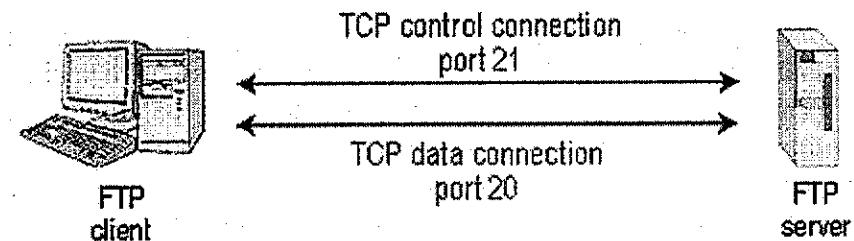


Hình 2.14 FTP cho phép trao đổi file giữa hai máy tính

Trong phiên làm việc của FTP, người dùng làm việc trên máy tính của mình và trao đổi file với một máy tính khác. Để truy cập tới máy tính khác, người dùng phải đăng nhập bằng cách cung cấp định danh người dùng

và mật khẩu. Sau khi những thông tin này được kiểm chứng thì công việc truyền file từ hệ thống file trên máy tính của mình đến hệ thống file ở đầu kia mới có thể được thực hiện.

Như mô tả trên Hình 2.15, người dùng tương tác với FTP thông qua chương trình giao tiếp người dùng của FTP. Đầu tiên người dùng đánh tên máy tính cần truyền file. Tiền trình FTP ở client khởi tạo một kết nối TCP tới tiền trình FTP server, sau đó người dùng đưa các thông tin về tên và mật khẩu để server kiểm chứng. Sau khi được server xác định, người dùng mới có thể thực hiện việc trao đổi file giữa hai hệ thống file.



Hình 2.15 FTP gồm hai đường: kiểm soát và dữ liệu

HTTP và FTP đều là giao thức truyền file và có rất nhiều đặc điểm chung như cả hai đều sử dụng các dịch vụ của TCP. Tuy vậy hai giao thức này có những điểm khác nhau cơ bản. Điểm khác nhau nổi bật nhất là FTP sử dụng hai kết nối TCP song song, một đường truyền thông tin điều khiển (control connection) và một đường truyền dữ liệu (data connection). Các thông tin điều khiển như thông tin định danh người dùng, mật khẩu truy nhập, lệnh thay đổi thư mục, lệnh "put" hoặc "get" file giữa hai máy tính được trao đổi qua đường truyền thông tin điều khiển. Đường truyền dữ liệu để truyền file dữ liệu thực sự. Vì FTP phân biệt luồng thông tin điều khiển với luồng dữ liệu nên nó được gọi là gửi thông tin điều khiển out-of-band. Giao thức RTSP dùng để truyền âm thanh và hình ảnh liên tục cũng sử dụng cách gửi thông tin điều khiển kiểu out-of-band. Như đã nói, HTTP gửi tiêu đề của thông điệp và file dữ liệu trên cùng một kết nối TCP. Vì vậy mà HTTP được gọi là gửi thông tin điều khiển in-band. Trong phần tiếp theo ta sẽ thấy rằng SMTP - giao thức gửi thư điện tử cũng sử dụng truyền thông tin điều khiển kiểu in-band. Đường truyền thông tin điều khiển và đường truyền dữ liệu của giao thức FTP được minh họa trong Hình 2.15.

Khi người dùng bắt đầu một phiên làm việc FTP, đầu tiên FTP sẽ thiết lập một đường kết nối thông tin điều khiển TCP qua cổng 21. Phía client của giao thức FTP gửi thông tin về định danh người dùng và mật khẩu cũng như lệnh thay đổi thư mục qua kết nối này. Khi người dùng có một yêu cầu trao đổi file (truyền từ/dến máy người dùng), FTP mở một kết nối TCP để truyền dữ liệu qua cổng 20. FTP truyền đúng một file qua kết nối này và ngay sau khi truyền xong thì đóng kết nối lại. Nếu trong cùng phiên làm việc, người dùng có yêu cầu truyền file thì FTP sẽ mở một kết nối khác. Như vậy với FTP, luồng thông tin điều khiển được mở và tồn tại trong suốt phiên làm việc của người dùng, nhưng mỗi kết nối dữ liệu được tạo ra cho mỗi một yêu cầu truyền file (kết nối dữ liệu là không liên tục).

Trong suốt phiên làm việc, FTP server phải giữ lại các thông tin về trạng thái của người dùng, đặc biệt phải kết hợp các thông tin điều khiển với tài khoản của người dùng. Server cũng lưu giữ thư mục hiện thời mà người dùng truy cập cũng như cây thư mục của người dùng. Ghi lại các thông tin trạng thái của mỗi phiên làm việc hạn chế đáng kể tông số phiên làm việc đồng thời. HTTP không lưu giữ trạng thái nên không phải ghi lại bất kì thông tin nào về trạng thái người dùng.

2.3.1 Các lệnh FTP (FTP Commands)

Lệnh (yêu cầu) từ client đến server và kết quả (trả lời) từ server tới client được gửi thông qua kết nối điều khiển và được mã hóa bằng bảng mã ASCII 7 bit. Do vậy giống như lệnh HTTP, người ta có thể đọc được lệnh FTP. Trường hợp các lệnh viết liên tục thì cặp ký tự CR (carriage return) và LF (line feed) được sử dụng để phân biệt các lệnh (và trả lời). Mỗi câu lệnh chứa 4 kí tự ASCII in hoa, một số lệnh có tham số. Sau đây là một số câu lệnh hay gặp:

USER username: sử dụng để gửi thông tin định danh người dùng cho server

PASS password: dùng để gửi password cho server

LIST: dùng để yêu cầu server gửi một danh sách các file trong thư mục hiện thời. Danh sách này được gửi thông qua một kết nối dữ liệu TCP

RETR filename: dùng để lấy một file từ thư mục hiện thời (trên máy ở xa)

STOR filename: dùng để tải một file vào thư mục hiện thời (trên máy ở xa)

Thông thường có quan hệ 1-1 giữa lệnh của người dùng và lệnh của FTP. Ứng với mỗi lệnh từ client là một trả lời của server. Câu trả lời là một mã 3 chữ số và có thể có một thông báo kèm theo. Điều này tương tự như trường mã trạng thái trong thông điệp trả lời HTTP. Dưới đây là một số câu trả lời thường gặp:

331 username OK, password required

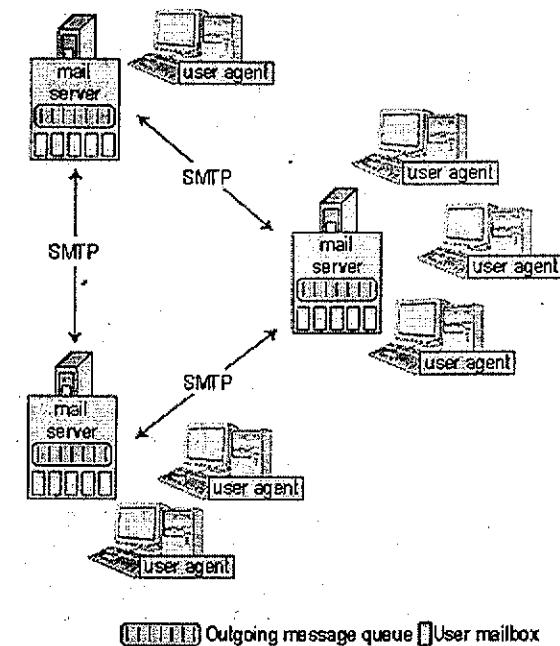
125 connection already open; Transfer staring

425 can't open data connection

452 error writing file

Chi tiết về FTP có thể tham khảo tại khuyến nghị RFC 959

2.4 THƯ TÍN ĐIỆN TỬ (E-mail) TRÊN INTERNET



Hình 2.16 Mô hình hệ thống email đơn giản

Cùng với Web, thư điện tử là một trong những ứng dụng Internet thông dụng nhất. Gần giống thư tín thông thường, e-mail là dịch vụ không

đòi hỏi đồng bộ - nghĩa là mọi người gửi và đọc thư khi thấy thuận tiện, không cần theo kế hoạch trước. Nhưng khác với thư tín thường, e-mail nhanh, dễ gửi và chi phí thấp. Hơn nữa, những thông điệp e-mail ngày nay có thể chứa đựng các hyperlink, văn bản định dạng HTML, hình ảnh, âm thanh và cả video. Trong phần này, chúng ta sẽ khảo sát các giao thức trao đổi thư thuộc tầng ứng dụng trên Internet.

Hình 2.16 minh họa hệ thống mail trên Internet gồm có 3 thành phần chính: user agent, mail server và SMTP (Simple Mail Transfer Protocol). Để tiện theo dõi, chúng ta sẽ lấy ví dụ Alice gửi e-mail cho Bob để mô tả 3 thành phần trên. Chương trình giao tiếp người dùng cho phép đọc, hồi âm, gửi, lưu giữ và soạn thảo các thư (user agent dành cho e-mail còn được gọi là mail reader – trình đọc thư. Mặc dù vậy, trong cuốn sách này, chúng ta sẽ tránh sử dụng thuật ngữ đó). Khi Alice soạn thảo xong thư, user agent của Alice sẽ gửi thư tới mail server của Alice, tại đây thư được đặt vào trong hàng đợi để gửi ra ngoài. Khi Bob muốn đọc thư, user agent của Bob sẽ lấy thư trên hộp thư (mail box) của Bob tại mail server. Trong những năm cuối thập kỷ 90, các user agent có giao diện đồ họa GUI (Graphic User Interface) khá thông dụng, chúng cho phép người dùng có thể xem và soạn thảo các thư có gắn tài liệu đa phương tiện. Hiện nay, những phần mềm soạn e-mail thông dụng là Eudora, Microsoft Outlook và Nescape Messenger. Có nhiều chương trình user agent có giao diện dựa trên nền văn bản gõ lệnh như là mail, pine và elm.

Trong lịch sử

HOTMAIL

Tháng 12/1995, Sabeer Bhatia và Jack Smith đề nghị Draper Fisher Jurvetson - một nhà đầu tư mạo hiểm phát triển một hệ thống email miễn phí trên nền Web. Ý tưởng là cung cấp miễn phí tài khoản (hòm thư) và việc truy cập tới hòm thư có thể thực hiện thông qua Web. Khi đó bất kỳ ai truy cập được vào Internet - dù ở nhà hay ở cơ quan - đều có khả năng đọc và gửi thư. Hơn thế nữa, hình thức này khá tiện dụng đối với người dùng hay phải di chuyển. Draper Fisher Jurvetson tài trợ cho Bhatia and Smith lập công ty Hotmail đổi lấy 15% giá trị công ty. Với 3 nhân viên làm cả ngày và 12 đến 14 nhân viên bán công nhật trả lương bằng cổ phiếu của chính công ty, Hotmail đã phát triển và cung cấp dịch vụ đầu tiên vào tháng 7 năm 1996. Sau một tháng họ có 100000 người sử dụng dịch vụ. Số lượng người sử dụng tăng lên nhanh chóng - và tất cả người sử dụng đều phải đọc banner quảng cáo trong email. Tháng 12/1997, chưa đầy 18 tháng sau khi khai trương, Hotmail có 12 triệu người sử dụng và đã được Microsoft mua lại với giá 400 triệu đôla.

Có hai yếu tố quan trọng trong thành công của Hotmail: sự tiên phong và khả năng tự quảng cáo. Hotmail là "người tiên phong" vì Hotmail là công ty đầu tiên cung cấp dịch vụ Web mail. Các công ty khác, sử dụng ý tưởng của Hotmail - đều đi sau Hotmail sáu tháng. Email là một ví dụ điển hình về sự tự quảng cáo. Khi nhận được thư từ dịch vụ Yahoo, người nhận sẽ biết được về Yahoo.

Máy chủ phục vụ thư (Mail server) là thành phần cốt lõi trong hệ thống e-mail. Mỗi người có một hộp thư đặt trên mail server. Hộp thư của Bob quản lý, lưu giữ các thư gửi tới Bob. Thư được tạo ra tại user agent của người gửi, được gửi tới mail server của người gửi, rồi tới mail server của người nhận – và cuối cùng được chuyển vào hộp thư của người nhận. Khi Bob muốn truy cập vào hộp thư của mình, mail server chứa hộp thư của Bob sẽ kiểm chứng Bob (thông qua username và password). Mail server của Alice cần phải xử lý khi mail server của Bob gặp sự cố. Nếu không thể gửi thư cho mail server của Bob, mail server của Alice sẽ giữ những thư đó trong hàng đợi gửi thông điệp và sẽ cố gắng gửi lại thông điệp. Quá trình gửi lại được tiến hành thường xuyên 30 phút một lần trong năm ngày. Và sau đó, nếu vẫn không thành công thì server sẽ huỷ bỏ thư và gửi thư báo cho người gửi (Alice).

SMTP (Simple Mail Transfer Protocol) là giao thức gửi thư điện tử của tầng ứng dụng. SMTP sử dụng dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy của TCP để truyền thư từ mail server của người gửi đến mail server của người nhận. Giống các giao thức khác ở tầng ứng dụng, SMTP có 2 phía: phía client, trên mail server của người gửi và phía server, trên mail server của người nhận. Tất cả các mail server đều chạy cả hai phía client và server của SMTP. Mail server đóng vai trò client khi gửi thư, đóng vai trò server khi nhận thư.

2.4.1 SMTP

SMTP là trái tim của dịch vụ gửi thư trên Internet và được đặc tả trong RFC 821. SMTP truyền các thông điệp (thư) từ mail server của người gửi đến mail server của người nhận. SMTP ra đời trước HTTP khá lâu (RFC đặc tả SMTP có từ năm 1982 và SMTP đã xuất hiện trước đó một thời gian dài). Mặc dù có nhiều ưu điểm nên được tất cả mail server trên Internet sử dụng, SMTP vẫn là một công nghệ cũ nên chắc chắn có những đặc tính "lạc hậu". Ví dụ SMTP đòi hỏi phần thân của tất cả các thông điệp e-mail phải mã hoá theo bảng mã ASCII 7 bit. Sự hạn chế này là do trong những năm đầu thập kỷ 80, với số đường truyền ít ỏi, không ai gửi thư cùng với những phần đính kèm lớn, hay gửi kèm các file hình ảnh, âm thanh có kích thước

lớn. Nhưng trong kỷ nguyên đa phương tiện ngày nay, việc giới hạn mã ASCII 7 bit là một hạn chế lớn vì dữ liệu đa phương tiện nhị phân phải được chuyển sang mã ASCII trước khi được gửi đi qua SMTP và sau đó lại phải giải mã thành mã nhị phân sau khi thư đến đích. Trong mục 2.3 ta đã biết rằng HTTP không yêu cầu dữ liệu đa phương tiện phải mã hóa sang mã ASCII trước khi truyền.

Để minh họa hoạt động cơ bản của SMTP, hãy xét ví dụ sau: giả sử Alice muốn gửi cho Bob một thông điệp ASCII đơn giản:

Đầu tiên, Alice sử dụng user agent của mình, đánh địa chỉ e-mail của Bob (bob@somechool.edu), soạn e-mail và yêu cầu user agent gửi thư đi.

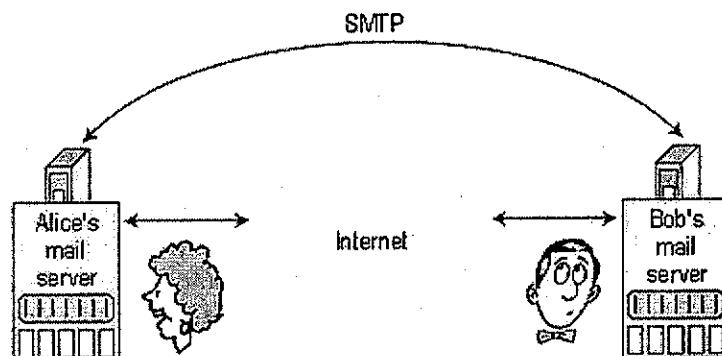
User agent của Alice gửi thư tới mail server của Alice. Tại đây thư được đặt vào hàng thư đợi gửi.

SMTP client chạy trên mail server của Alice thấy thư trong hàng đợi. Nó tạo kết nối TCP tới SMTP server trên mail server của Bob.

Sau giai đoạn khởi tạo 3 bước, SMTP client gửi thư của Alice qua kết nối TCP.

Tại mail server của Bob, SMTP server nhận thư và đặt thư vào mail box của Bob.

Cuối cùng, khi thuận tiện Bob sẽ sử dụng user agent của mình để đọc thư.



Hình 2.17 Thư được gửi từ mail server của Alice đến mail server của Bob

Kịch bản này được minh họa trên Hình 2.17. Một điểm quan trọng cần chú ý là SMTP không sử dụng mail server trung gian để gửi thư - ngay cả khi mail server gửi và nhận ở xa nhau. Ví dụ nếu mail server của Alice đặt ở Hồng Kông và mail server của Bob ở Mobile tiểu bang Alabama, thì giữa hai mail server ở Hồng Kông và Mobile vẫn có đường kết nối TCP trực tiếp. Đặc biệt nếu mail server của Bob bị hỏng thì thư vẫn còn trong mail server của Alice và đợi cho lần gửi sau. Thông điệp không được gửi qua mail server trung gian.

Bây giờ chúng ta có thể xem chi tiết cách thức các mail server gửi thư bằng SMTP. Chúng ta sẽ thấy rằng SMTP có nhiều đặc điểm tương tự như những quy tắc trong giao tiếp trực diện của con người. Đầu tiên, SMTP client (chạy trên mail server gửi) thiết lập kết nối TCP với cổng 25 tại SMTP server (chạy trên mail server nhận). Trong trường hợp server không làm việc, client sẽ cố gắng thử lại lần sau. Ngay khi kết nối được thiết lập, server và client thực hiện một vài thủ tục bắt tay. Quá trình này tương tự như hai người tự giới thiệu về bản thân trước khi tiến hành nói chuyện. Trong thủ tục trao đổi, SMTP client thông báo với SMTP server địa chỉ e-mail người gửi và địa chỉ email người nhận. Ngay sau quá trình giới thiệu, client sẽ gửi thư bằng dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy của TCP. Sau đó, client sẽ lặp lại các bước này khi vẫn còn thông điệp khác để gửi tới server, còn nếu không, client yêu cầu TCP đóng kết nối lại.

Ví dụ sau là đoạn “hội thoại” giữa client (C) và server (S). Tên máy tính client là crepes.fr và server là hamburger.edu. Dòng hội thoại mở đầu bằng chữ C: là đoạn hội thoại client gửi qua socket TCP và dòng hội thoại bắt đầu với chữ S: là đoạn hội thoại server gửi đi thông qua socket TCP. Đoạn hội thoại bắt đầu ngay sau khi thiết lập được kết nối TCP:

```

S: 220 hamburger.edu
C: HELO crepes.fr
S: 250 Hello crepes. fr, pleased to meet you
C: MAIL FROM: <alice@crepes. fr>
S: 250 alice@crepes. fr... Sender ok
C: RCPT TO: <bob@hamburger. edu>
S: 250 bob@hamburger. edu ...Recipient ok
C: DATA
S: 354 Enter mail, end with ". " On a line by itself
C: Do you like ketchup?
C: How about pickles ?
C:
S: 250 Message accepted for delivery
C: QUIT
S: 221 hamburger. edu closing connection.

```

Trong ví dụ trên, client gửi một thông điệp (“Do you like ketchup? How about pickles?”) từ mail server crepes.fr tới mail server hamburger.edu. Client sử dụng 5 câu lệnh: HELO (viết tắt của HELLO), MAIL FROM, RCPT TO, DATA và QUIT. Ý nghĩa của những câu lệnh này có thể đoán được qua tên gọi của nó. Server gửi trả kết quả thực hiện mỗi lệnh, kết quả này chứa một mã trạng thái và một lời giải thích tiếng Anh. Ở đây SMTP sử dụng kết nối liên tục: Nếu có nhiều thư để gửi tới cùng một mail server thì mail server gửi sẽ gửi tất cả các thư trên cùng một kết nối TCP. Với mỗi thông điệp, client bắt đầu tiến trình gửi bằng lệnh HELO crepes.fr và chỉ gửi lệnh QUIT sau khi gửi tất cả thư.

Độc giả nên sử dụng Telnet để xem một đoạn hội thoại trực tiếp với SMTP server. Sử dụng telnet serverName 25 trong đó serverName là tên mail server. Khi đó bạn đã thiết lập kết nối TCP giữa máy tính của bạn và mail server. Sau khi đánh lệnh này, bạn sẽ nhận được ngay lập tức mã trả lời 220 từ server. Sau đó hãy sử dụng các lệnh SMTP: HELO, MAIL FROM, RCPT TO, DATA, QUIT ở những thời điểm tương ứng. Nếu bạn telnet qua SMTP server của ai đó, bạn có thể gửi tới họ theo cách này (không phải dùng user agent).

2.4.2 So sánh SMTP với HTTP

Chúng ta hãy cùng so sánh vắn tắt hai giao thức SMTP và HTTP. Cả hai giao thức đều được sử dụng để gửi file giữa các máy tính. HTTP chuyển file hoặc đối tượng từ Web server tới Web client (trình duyệt Web), SMTP chuyển file (là thông điệp thư điện tử) giữa các mail server. Khi truyền file cả 2 giao thức HTTP và SMTP cùng sử dụng kết nối liên tục. Điểm khác biệt cơ bản giữa hai giao thức là HTTP là giao thức kiểu kéo (Pull protocol) – client “kéo” thông tin từ server về. Phía nhận (client) là phía thiết lập kết nối TCP. SMTP lại là giao thức theo kiểu đẩy (Push protocol) – client “đẩy” thông tin lên server. Phía gửi (client) là phía thiết lập kết nối TCP trước.

Ngoài dữ liệu văn bản, thông điệp còn có thể chứa các kiểu dữ liệu khác như âm thanh, hình ảnh. HTTP đặt các đối tượng này trong các thông điệp riêng rẽ để gửi. Với SMTP tất cả các đối tượng này được đặt trong cùng một thư điện tử.

2.4.3 Khuôn dạng thư và chuẩn MIME

Khi Alice gửi thư cho Bob, Alice sẽ đặt thư vào phong bì, ghi rõ địa chỉ gửi và địa chỉ nhận, nhân viên bưu điện sẽ đóng dấu ngày tháng vào phong bì. Thư điện tử cũng giống như vậy, bên cạnh nội dung bức thư (phần thân) cũng cần có địa chỉ người gửi, địa chỉ người nhận. Những thông tin phụ trợ này sẽ được đặt trong các dòng tiêu đề. Các dòng tiêu đề và phần thân của thư được tách biệt với nhau bằng cặp ký tự CR-LF. RFC 822 đặc tả đầy đủ các dòng tiêu đề cũng như ý nghĩa của chúng. Giống HTTP, tiêu đề gồm từ khoá, theo sau là dấu hai chấm (“：“) và một giá trị nào đó. Với SMTP có một số trường bắt buộc, một số trường không bắt buộc. Tiêu đề phải có trường **From:** và trường **To:** Một số trường như **Subject:** có thể có hoặc không. Lưu ý rằng những trường này khác những lệnh SMTP mà chúng ta đã đề cập trong mục 2.4.1 (mặc dù chúng cũng có “From” và “To”). Các lệnh là một phần trong giai đoạn khởi tạo của SMTP trong khi các trường nằm ngay trong thư.

Một bức thư thường có tiêu đề như sau:

From: alice@crepes. fr
To: bob@hamburger. edu
Subject: Searching for the meaning of life

Sau phần tiêu đề thông điệp là một dòng trống, tiếp đến là phần thông điệp (dạng mã ASCII). Như đã nói ở trên, thông điệp kết thúc bằng một dòng chỉ chứa một dấu chấm câu. Bạn nên sử dụng Telnet để gửi tới mail server một thông điệp có chứa một vài dòng tiêu đề, bao gồm dòng tiêu đề **Subject:** Có thể thử điều này bằng cách telnet vào một mail server: telnet serverName 25 trong đó serverName là tên (hoặc địa chỉ IP) của máy tính.

Mở rộng MIME cho dữ liệu không thuộc dạng ASCII

Phần tiêu đề thông điệp được đặc tả trong RFC 822 phù hợp cho việc gửi văn bản nhưng lại không đầy đủ để gửi thư chứa nội dung đa phương tiện (multimedia) - là thư có đính kèm ảnh, audio, video hoặc các thư chứa các ký tự khác tiếng Anh. Để gửi dữ liệu không thuộc dạng văn bản ASCII, user agent gửi phải gửi thêm một số trường trong tiêu đề của

thư. Những trường này được đặc tả trong RFC 2045 và RFC 2046, là phần mở rộng MIME (Multipurpose Internet Mail Extension) cho RFC 822.

Hai trường MIME hỗ trợ multimedia là **Content-Type** và **Content-Transfer-Encoding**. Trường **Content-Type** cho phép phía nhận thực hiện các thao tác thích hợp trên thư nhận được. Ví dụ, nếu chỉ ra thân thông điệp chứa ảnh JPEG, user agent nhận có thể gửi thân thông điệp tới chương trình giải nén JPEG. Để gửi thông điệp văn bản không mã hoá theo bảng mã ASCII (ví dụ văn bản tiếng Trung Quốc, Nhật Bản), người ta phải mã hoá nó theo bảng mã ASCII để không làm ảnh hưởng tới SMTP. Trường **Content-Transfer-Encoding**: xác định phần thân thông điệp đã được mã hoá theo bảng mã ASCII và phương pháp mã hoá được sử dụng. Vì vậy khi user agent nhận được một thông điệp với hai tiêu đề trên, đầu tiên nó sử dụng giá trị của tiêu đề **Content-Transfer-Encoding**: để chuyển đổi thân thông điệp về dạng ban đầu (không theo định dạng ASCII) và sau đó sử dụng trường **Content-Type** để xác định thao tác thực hiện kế tiếp.

Xét ví dụ sau, giả sử Alice muốn gửi một ảnh JPEG cho Bob. Để thực hiện điều này, Alice sử dụng phần mềm Eudora, đánh địa chỉ email của Bob, chủ đề của e-mail và chèn ảnh JPEG vào thân thông điệp. Sau khi hoàn tất việc soạn thảo, Alice nhấn nút “Send”. Sau đó, user agent của Alice tạo ra một thông điệp MIME có nội dung sau:

```
From: alice@crepes.fr
To: bob@hamburger.edu
Subject: Picture of yummy crepe.
MIME-Version: 1.0
Content-Transfer-Encoding: base64
Content-Type: Image/jpeg

(base64 encoded data ....
.... base64 encoded data )
```

Với thông điệp MIME trên, chúng ta thấy rằng user agent của Alice mã hoá ảnh JPEG sử dụng kỹ thuật mã hoá base64. Đây là một trong những kỹ thuật mã hoá chuẩn trong MIME [RFC 2045] để biến đổi sang định dạng mã ASCII 7 bit.

Khi Bob đọc thư, user agent của Bob xử lý thông điệp MIME này. Thấy trường **Content-Transfer-Encoding**: **base64**, nó thực hiện giải mã thân thông điệp đã được mã hoá bằng kỹ thuật base64. Trường **Content-Type**: **image/jpeg** giúp cho user agent của Bob xác định rằng thân của thông điệp phải được giải nén theo chuẩn JPEG. Cuối cùng, thông điệp chứa trường **MIME-Version**: xác định phiên bản MIME đang được sử dụng. Lưu ý rằng, thông điệp cũng phải tuân theo khuyến nghị RFC 822/SMTP.

Theo đặc tả MIME trong khuyến nghị RFC 2046, trường **Content-Type**: có khuôn dạng sau:

Content-Type: type/subtype; parameters

Phần tham số (parameters) đi sau dấu chấm phẩy có thể không bắt buộc. Trong khuyến nghị RFC 2046, trường Content-Type được sử dụng để xác định kiểu dữ liệu trong phần thân của thông điệp MIME, gồm hai giá trị: kiểu dữ liệu và kiểu con. Sau phần kiểu và kiểu con là phần tham số. Nói chung, kiểu cao nhất (top-level) được sử dụng để khai báo kiểu dữ liệu chung, kiểu con (subtype) xác định định dạng đặc biệt trong kiểu dữ liệu chung. Các tham số bô nghĩa cho kiểu và không ảnh hưởng tới bản chất kiểu dữ liệu. Tập hợp tham số phụ thuộc vào kiểu và kiểu con.

Được thiết kế để có thể mở rộng, số lượng các cặp type/subtype và những tham số đi kèm trong MIME ngày càng tăng. Để bảo đảm là tập hợp này phát triển có trình tự, được đặc tả rõ ràng, MIME cần thiết lập quá trình đăng ký với IAAN (Internet Assigned Numbers Authority) là cơ quan đăng ký trung tâm. Tiến trình đăng ký kiểu dữ liệu được đặc tả trong khuyến nghị RFC 2048.

Hiện nay, mới có định nghĩa cho bảy nhóm dữ liệu chính. Với mỗi kiểu lại có một danh sách các kiểu con và danh sách này đang tăng lên hàng năm. Dưới đây là 5 nhóm dữ liệu chính:

Văn bản (Text): Kiểu văn bản được sử dụng để xác định thân thông điệp chứa thông tin dạng văn bản. Một kiểu con thường gặp là plain (trơn). Văn bản trơn không có lệnh hay chỉ dẫn định dạng khuôn dạng và do đó không cần phần mềm đặc biệt nào để hiển thị. Nếu nhìn tiêu đề MIME của thư trong hộp thư, bạn có thể sẽ thấy trên tiêu đề có trường **text/plain**;

`charset="us-ascii"` hay `text/plain; charset="ISO-8859-1"`. Những tham số này xác định bộ mã mà thông điệp sử dụng. Một kiểu con khác cũng rất thông dụng là `text/html`. Kiểu con `html` yêu cầu mail server thông dịch những thẻ HTML gắn trong thông điệp. Điều này cho phép user agent nhận hiển thị thông điệp dưới dạng một trang Web (với font, hyperlink, applet).

Ảnh (Image): Kiểu ảnh được dùng để xác định thân thông điệp là ảnh. Hai kiểu con thông dụng là `image/gif` và `image/jpeg`. Với kiểu con `image/gif`, muốn hiển thị ảnh, user agent phải giải nén ảnh GIF.

Âm thanh (Audio): Kiểu audio yêu cầu nội dung được gửi ra thiết bị audio (speaker hoặc telephone). Kiểu con thông dụng là basic (mã theo luật μ 8-bit cơ sở) và 32kadpcm (định dạng 32kps được đặc tả trong RFC 1911).

Video: Kiểu video có kiểu con là mpeg và quicktime.

Kiểu ứng dụng (Application): Kiểu ứng dụng dành cho dữ liệu không thuộc bất kỳ kiểu nào khác. Nó thường được áp dụng cho loại dữ liệu phải qua một ứng dụng khác xử lý trước khi người nhận có thể sử dụng được. Ví dụ khi người gửi gắn một tài liệu MS Word vào thông điệp E-mail, user agent đặt giá trị `application/msword` vào trường type/subtype. Khi user agent thấy giá trị `application/msword` trong trường type/subtype, nó khởi động ứng dụng MS Winword và chuyển phần thân thông điệp MIME cho ứng dụng Word. Một kiểu con quan trọng khác là octetstream. Kiểu con này thường được dùng khi thân thông điệp chứa dữ liệu nhị phân tùy ý. Khi nhận kiểu con này, mail reader sẽ yêu cầu người nhận lựa chọn để lưu thông điệp trên đĩa xử lý sau.

Có một kiểu MIME đặc biệt quan trọng là kiểu `multipart`. Thông điệp e-mail cũng như trang Web có thể chứa nhiều đối tượng (như văn bản, ảnh, applet). Web gửi mỗi đối tượng trong một thông điệp trả lời độc lập nhưng thư điện tử đặt tất cả các đối tượng trong cùng một thông điệp. Đặc biệt, khi thông điệp đa phương tiện có nhiều đối tượng thì thông điệp đó có kiểu là `multipart/mixed`. Khi nhận được một thông điệp mà trường `content-type` có giá trị `multipart/mixed`, user agent nơi nhận biết thông điệp nhận được chứa nhiều đối tượng. Khi nhận được thông điệp như vậy, user agent phải xác định rõ:

Điểm đầu và điểm cuối của đối tượng.

Cách mã hóa các đối tượng không theo bảng mã ASCII.

Kiểu của mỗi đối tượng.

Công việc này được thực hiện nhờ ký tự phân cách giữa các đối tượng và trường `Content-type`, `Content-Transfer-Encoding` đứng trước mỗi đối tượng trong thông điệp. Xét ví dụ sau: Giả sử Alice muốn gửi thông điệp bao gồm một đoạn văn bản ASCII, một ảnh JPEG và cuối cùng là một đoạn văn bản ASCII cho Bob. Sử dụng user agent của mình, Alice đánh một đoạn văn bản, chèn ảnh JPEG sau đó đánh tiếp đoạn văn bản còn lại. Kết quả là user agent của Alice tạo ra một thông điệp như sau:

```
From: alice@crepes.fr
To: bob@hamburger.edu
Subject: Picture of yummy crepe with commentary
MIME-Version: 1.0
Content-Type: multipart/mixed; Boundary=StartOfNextPart
--StartOfNextPart
Dear Bob,
Please find a picture of an absolutely scrumptious crepe.
--StartOfNextPart
Content-Transfer-Encoding: base64
Content-Type: image/jpeg
base64 encoded data ....
..... base64 encoded data
--StartOfNextPart
Let me know if you would like the recipe.
```

Qua thông điệp trên chúng ta thấy rằng trường `Content-Type`: trong力求 để xác định cách thức phân cách các phần khác nhau trong cùng một thông điệp. Việc phân cách được bắt đầu bằng 2 dấu gạch ngang (--) và kết thúc bằng cặp ký tự CRLF.

Nhận thông điệp

Thông điệp e-mail bao gồm nhiều phần, lõi của thông điệp là phần nhận chứa dữ liệu thực sự được chuyển từ người gửi đến người nhận. Với

thông điệp nhiều phần, thân thông điệp gồm nhiều phần và trước mỗi phần có một hoặc vài trường xác định kiểu. Đầu trước thân thông điệp là cặp CRLF và một số trường. Những trường như **From:**, **To:**, và **Subject:** được đặc tả trong RFC 822 và những trường như **Content-type:** và **Content-Transfer-Encoding:** là tiêu đề MIME. Nhưng chính mail server nhận thông điệp cũng chèn vào thông điệp một số trường khác, ví dụ **Received:** ở đầu thông điệp. Trường này xác định tên của SMTP server gửi thông điệp (“from”), tên của SMTP server nhận thông điệp (“by”) và thời gian khi thông điệp tới đích. Người đọc sẽ đọc được thông điệp như sau:

Received: from crepes. fr by hamburger. edu; 12 Oct 98

15:27:39 GMT

From: alice@crepes. fr

To: Bob@hamburger. edu

Subject: Picture of yummy crepe.

MIME-Version: 1. 0

Content-Transfer-Encoding: base64

Content-Type: image/jpeg

base64 encoded data

.....
..... base64 encoded data

Thực ra tất cả mọi người khi dùng e-mail đều nhìn thấy trường **Received:** đứng trước thông điệp e-mail (trường này có thể nhìn thấy trực tiếp trên màn hình hoặc khi in thư). Có thể có những thông điệp có nhiều trường **Received:** và trường **Return-Path:** phức tạp. Đó là vì thông điệp này có thể được chuyển tiếp (forward) qua nhiều mail server trước khi đến tay người nhận. Ví dụ nếu Bob cấu hình mail server của mình (hamburger.edu) gửi chuyển tiếp tất cả các thư của Bob tới sushi.jp, khi đó tất cả các thư của Bob khi lấy từ sushi.jp sẽ có những trường sau:

Received: from hamburger. edu by sushi. jp; Oct 98 15:30:01 GMT

Received: from crepes. fr by hamburger. edu; 12 Oct 98 15:27:39 GMT

Những trường này cho phép người nhận theo dõi vết đường đi của thư qua nhiều SMTP server cũng như thời gian thư tới mỗi server.

2.4.4 Giao thức truy nhập mail

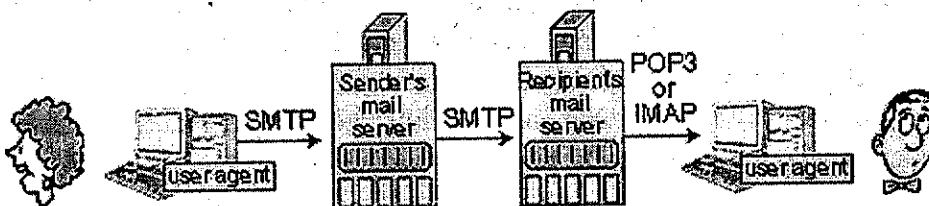
Mỗi khi SMTP gửi thư từ mail server của Alice tới mail server của Bob, thư được đặt trong mail box của Bob. Từ trước tới giờ, chúng ta chấp nhận giả thiết để đọc thư, Bob phải đăng nhập vào mail server và sử dụng một chương trình đọc thư (mail reader) nào đó cài ngay trên mail server. Tới tận đầu những năm 90, mọi người vẫn thực hiện như vậy. Nhưng ngày nay mọi người thường đọc thư qua một user agent chạy trên máy tính cá nhân của mình. Chạy user agent trên máy tính cá nhân, người sử dụng có được nhiều tính năng cao cấp, kể cả việc gửi và nhận những thông điệp đa phương tiện.

Giả sử Bob (người nhận) chạy user agent của mình trên máy tính cá nhân. Có thể cài đặt mail server ngay trên máy tính cá nhân của Bob. Tuy nhiên cách này có nhiều nhược điểm. Mail server quản lý nhiều mailbox, thực hiện cả chức năng client và server của SMTP. Nếu cài mail server trên máy tính cá nhân của Bob thì PC đó lúc nào cũng phải bật và kết nối vào Internet để có thể nhận thư mới (mà thư thì có thể đến bất cứ lúc nào). Điều này không thực tế với đa số người sử dụng Internet. Thông thường, người sử dụng chạy chương trình user agent trên máy tính cá nhân, truy cập vào hộp thư trên một mail server dùng chung (mail server này luôn luôn kết nối tới Internet và được chia sẻ giữa nhiều người dùng khác). Mail server thường được ISP của người dùng (là trường đại học hoặc công ty) quản lý.

Do user agent chạy trên máy tính cá nhân và mail server được quản lý bởi các ISP nên cần có một giao thức cho phép user agent và mail server trao đổi với nhau. Đầu tiên chúng ta xét trường hợp thư được tạo ra tại PC của Alice được chuyển tới mail server của Bob như thế nào. Công việc này có thể được thực hiện một cách đơn giản bằng việc user agent của Alice trao đổi trực tiếp với mail server của Bob bằng giao thức SMTP. User agent của Alice sẽ khởi tạo một kết nối TCP tới mail server của Bob, gửi những lệnh khởi tạo SMTP, tải thư lên bằng lệnh DATA và sau đó đóng kết nối lại. Cách tiếp cận này hoàn toàn có thể thực hiện được nhưng ít khi được dùng vì nó không hỗ trợ trường hợp mail server nhận bị trục trặc. Trên thực tế, user agent gửi khởi tạo SMTP để tải thư của Alice tới chính mail server

của Alice (chứ không phải là mail server của người nhận thư). Mail server của Alice sau đó sẽ thiết lập một phiên làm việc SMTP tới mail server của Bob để gửi tiếp thư tới mail server của Bob. Nếu mail server của Bob ngừng làm việc thì mail server của Alice sẽ giữ thư lại và sau đó cố gắng gửi lại. RFC SMTP có những lệnh để gửi tiếp thư qua nhiều SMTP server.

Vậy user agent chạy trên máy tính cá nhân của Bob lấy thông điệp trong hộp thư trên mail server của Bob như thế nào? Giải pháp là phải có một giao thức lấy thư cho phép chuyển thư từ mail server của Bob tới máy tính cục bộ. Hiện nay có 2 giao thức lấy thư thông dụng là **POP3** (Post Office Protocol - Version 3) và **IMAP** (Internet Mail Access Protocol). Dưới đây, chúng ta sẽ trình bày cả hai giao thức này. Lưu ý rằng user agent của Bob không thể sử dụng SMTP để lấy thư bởi vì lấy thư giống như việc “kéo” trong khi SMTP là một giao thức “đẩy”. Hình 2.18 minh họa về việc gửi và nhận thư. SMTP được dùng để chuyển thư giữa các mail server hay giữa user agent của người gửi và mail server của người gửi. POP3 hay IMAP được dùng để chuyển thư từ mail server tới user agent của người nhận.



Hình 2.18 Giao thức email và các thực thể truyền thông

POP3

POP3 được đặc tả trong RFC 1939 là giao thức lấy thư cực kỳ đơn giản và có rất ít chức năng. POP3 được khởi tạo khi user agent (client) tạo kết nối TCP tới mail server (server) qua cổng 110. Sau khi thiết lập được kết nối TCP, POP3 gồm 3 giai đoạn: kiểm chứng, tiến hành xử lý và cập nhật. Trong giai đoạn kiểm chứng đầu tiên, user agent sử dụng tên và mật khẩu để xác nhận người sử dụng. Trong giai đoạn tiến hành xử lý thứ hai, user agent tiến hành lấy thư. Nó có thể đánh dấu các thư để xoá hay hủy bỏ việc đánh

dấu xoá. Giai đoạn ba - cập nhật, xảy ra sau khi client ra lệnh quit để kết thúc phiên làm việc POP3. Tại thời điểm đó mail server xoá tất cả thư được đánh dấu.

Trong giai đoạn xử lý, user agent gửi lệnh và server trả lời kết quả thực hiện của mỗi lệnh đó. Mỗi lệnh có hai trạng thái kết quả: +OK thông báo lệnh vừa gửi được thực hiện đúng và -ERR thông báo lệnh vừa gửi không thực hiện được.

Giai đoạn kiểm chứng có 2 lệnh là **user <username>** và **pass <password>**. Để minh họa hai lệnh này bạn nên Telnet trực tiếp qua một server POP3 sử dụng cổng 110 để thực hành. Giả sử mail server là tên mail server, bạn có thể làm như sau:

```

telnet mail server 110
+OK POP3 server ready
user alice
+OK
pass hungry
+OK user successfully logged on
  
```

Nếu bạn đánh sai một lệnh thì server POP3 sẽ đáp lại bằng một thông điệp -ERR.

Người sử dụng có thể cấu hình user agent ở một trong hai chế độ “tải và xoá” (“download and delete”) hay “tải và giữ” (“download và keep”). Chuỗi lệnh được user agent gửi phụ thuộc vào cấu hình này. Trong chế độ đầu, user agent sẽ phát ra chuỗi lệnh **list**, **retr** và **dele**. Giả sử người dùng có 2 thông điệp trong hộp thư của mình. Trong đoạn hội thoại dưới đây C: (client) là user agent và S: (server) là mail server. Khi đó giai đoạn xử lý công việc sẽ như sau:

```

C: list
S: 1 498
S: 2 912
S: .
C: retr 1
S: (blah blah ...
  
```

```
S: .....  
S: ..... blah)  
S: ..  
C: dele 1  
C: retr 2  
S: (blah blah ....  
S: .....  
S: .....blah)  
S: ..  
C: dele 2  
C: quit  
S: +OK POP3 server signing off
```

Đầu tiên, user agent yêu cầu mail server liệt kê kích thước của tất cả thư lưu trữ trong hộp thư. Sau đó, user agent lấy và xoá từng thư trong hộp thư. Lưu ý rằng sau giai đoạn kiểm chứng người dùng chỉ còn 4 câu lệnh là **list**, **retr**, **dele** và **quit**. Cú pháp của các lệnh này được đặc tả trong RFC 1939. Sau khi xử lý lệnh **quit**, server POP3 vào giai đoạn cập nhật và xoá thư 1, 2 trong mailbox.

Trong chế độ này, khi Bob lấy thư từ những địa điểm khác nhau, thư của Bob sẽ nằm rải rác trên nhiều máy. Đặc biệt, nếu Bob đã lấy thư từ máy tính ở nhà thì sau đó sẽ không thể đọc lại thư đó trên máy tính ở cơ quan. Trong chế độ thứ hai “download and keep”, user agent vẫn để lại thư trên mail server sau khi đã tải về. Khi đó Bob vẫn có thể đọc thư từ nhiều máy khác nhau.

Trong phiên làm việc POP3 giữa user agent và mail server, server POP3 sẽ ghi nhớ một vài thông tin trạng thái – ví dụ các thư đã bị đánh dấu xoá. Tuy nhiên server POP3 không chuyển thông tin trạng thái giữa các phiên làm việc khác nhau. Ví dụ không có thư nào được đánh dấu xoá ở đầu mỗi phiên làm việc. Điều này làm đơn giản công việc xây dựng một server POP3.

IMAP

Sau khi tải thư về từ máy tính cá nhân, Bob có thể tạo những thư mục chứa thư và chuyển thư vào trong các thư mục đó. Sau đó Bob có thể

xoá, chuyển thư giữa các thư mục hay tìm kiếm thư theo tên người gửi và chủ đề thư. Phương thức như vậy rất tiện với người sử dụng muốn đọc thư từ nhiều nơi vì họ thích duy trì phân cấp thư mục trên mail server để có thể truy cập được từ bất kỳ máy tính nào. POP3 không đáp ứng được yêu cầu này.

IMAP (đặc tả trong RFC 2060) có thể giải quyết vấn đề này. Giống POP3, IMAP cũng là giao thức lấy thư. Nó có nhiều đặc tính phức tạp hơn POP3. IMAP được thiết kế cho phép người dùng thao tác trên những hộp thư ở xa một cách dễ dàng. IMAP cho phép Bob tạo những thư mục thư khác nhau trong mailbox. Bob có thể đặt thư vào trong thư mục hay dịch chuyển thư từ thư mục này đến những thư mục khác. IMAP cũng có lệnh cho phép tìm kiếm trên thư mục theo tiêu chí xác định. IMAP phức tạp hơn POP3 nhiều vì server IMAP phải duy trì hệ thống thư mục cho mọi người dùng. Những thông tin trạng thái như thế phải được mail server lưu giữ cho tất cả các phiên làm việc. Nên nhớ rằng POP3 server không lưu giữ trạng thái của mỗi người dùng sau khi phiên làm việc kết thúc.

IMAP có một đặc tính quan trọng là có những lệnh cho phép user agent chỉ lấy một số thành phần trong thư. Ví dụ: user agent có thể lấy phần tiêu đề hoặc một phần trong thư có nhiều phần. Điều này rất có ích khi kết nối giữa useragent và mail server chậm, người dùng có thể không cần tải tất cả thư trong hộp thư của mình. Đặc biệt có thể tránh tải những thư chứa nội dung âm thanh hay hình ảnh có kích thước lớn.

Phiên làm việc IMAP gồm 3 giai đoạn: giai đoạn thiết lập kết nối giữa client (user agent) và IMAP server, giai đoạn server chấp nhận kết nối và giai đoạn tương tác client/server. Tương tác client/server của IMAP tương tự nhưng phong phú hơn nhiều tương tác trong POP3. Server luôn ở một trong bốn trạng thái. Trong trạng thái **chưa kiểm chứng (nonauthenticated)** là trạng thái khởi đầu, khi đó người dùng phải đăng nhập hệ thống trước khi thực hiện các lệnh. Trạng thái **đã kiểm chứng (authenticated)**, người dùng phải chọn một thư mục trước khi gửi lệnh. Trong trạng thái **lựa chọn (selected)**, người dùng có thể sử dụng những lệnh có thể tác động tới thông điệp (như lấy, xoá, chuyển thư). Cuối cùng là trạng thái **thoát (logout)**, khi kết thúc phiên làm việc. Bạn có thể đọc tất cả về IMAP tại [IMAP 1999].

HTTP

Ngày nay, nhiều người sử dụng Webmail - dịch vụ có thể truy cập email qua trình duyệt (Hotmail hay Yahoomail). Khi đó, user agent là trình duyệt Web thông thường và mọi người kết nối tới hộp thư của mình trên mail server qua HTTP. Khi Bob muốn đọc thư, thư được gửi từ mail server của Bob tới trình duyệt nhờ giao thức HTTP chứ không phải là giao thức POP3 hay IMAP. Khi người gửi (Alice) có một tài khoản (account) trên mail server muốn gửi thư, thư sẽ được gửi từ trình duyệt của Alice tới mail server nhờ giao thức HTTP chứ không sử dụng SMTP. Tuy nhiên, mail server đó vẫn gửi và nhận thư với những mail server khác bằng giao thức SMTP. Giải pháp truy cập mail kiểu như vậy vô cùng thuận tiện cho người sử dụng hay phải di chuyển. Họ chỉ cần sử dụng một trình duyệt để gửi và nhận thư. Trình duyệt đó có thể ở một quán café Internet, ở nhà của bạn bè, ở khách sạn với Web TV... Giống IMAP người dùng có thể tổ chức thư của mình trong hệ thống thư mục trên mail server. Sự thật là, e-mail dựa trên Web ngày càng thuận tiện và dần dần thay thế POP3 và IMAP trong những năm tới. Nhược điểm chính yếu của nó là chậm, bởi vì server và client ở xa, giao tiếp giữa chúng phải thông qua CGI.

2.5 DỊCH VỤ TÊN MIỀN - DNS

Cá nhân mỗi con người có thể được xác định theo nhiều cách. Ví dụ, chúng ta có thể được nhận biết qua tên trong giấy khai sinh, bằng số chứng minh thư nhân dân. Dù có nhiều cách nhận biết để phân biệt mọi người nhưng lựa chọn phương thức nhận biết phụ thuộc vào hoàn cảnh. Ví dụ công an sử dụng số chứng minh thư nhân dân chứ không sử dụng tên. Bình thường mọi người thích nhớ tên nhau hơn là số chứng minh thư.

Giống con người, máy tính trên Internet cũng có thể được xác định bằng nhiều cách. Tên máy tính (host name) là một cách, ví dụ cnn.com, www.yahoo.com, gais.umass.edu hay surf.eurecom.fr. Những tên đó tương đối dễ nhớ đối với con người. Tuy nhiên tên máy tính cung cấp ít thông tin về vị trí trên Internet của máy tính (Tên máy tính surf.eurecom.fr chỉ cho

chúng ta biết máy tính đó ở nước Pháp vì kết thúc bằng đuôi .fr, ngoài ra không còn thông tin nào khác). Hơn nữa tên máy tính bao gồm nhiều ký tự - cả chữ cái và chữ số - có độ dài thay đổi nên router khó có thể xử lý được. Vì lý do đó, máy tính được xác định thông qua địa chỉ IP. Địa chỉ IP được thảo luận chi tiết trong chương 4. Địa chỉ IP gồm có 4 byte và có cấu trúc phân cấp, giá trị mỗi byte lại được đổi ra số thập phân (0-255) và cách nhau bằng dấu chấm (ví dụ 121.23.45.5). Địa chỉ IP phân cấp vì khi duyệt địa chỉ từ trái qua phải, chúng ta nhận được thêm nhiều thông tin xác định về vị trí của máy tính trên Internet (Vị trí ở trong mạng của các mạng, trong một mạng...). Điều này tương tự khi xét địa chỉ bưu điện từ dưới lên, chúng ta nhận được nhiều thông tin về địa chỉ đó.

2.5.1 Các dịch vụ của DNS

Có hai cách để xác định một máy tính: dựa vào tên máy tính hoặc địa chỉ IP. Con người thích sử dụng tên máy dễ nhớ, trong khi router lại sử dụng địa chỉ IP có cấu trúc phân cấp và độ dài cố định (dễ xử lý). Để dung hòa giữa hai cách, chúng ta cần một dịch vụ chỉ dẫn để chuyển đổi tên máy tính sang địa chỉ IP và đây chính là nhiệm vụ của hệ thống tên miền trên Internet (DNS). DNS là (1) Cơ sở dữ liệu phân tán được đặt trên một hệ thống phân cấp các máy phục vụ tên (nameserver) và (2) Giao thức thuộc tầng ứng dụng cho phép máy tính và máy chủ tên trao đổi thông tin phục vụ mục đích xác định địa chỉ IP. Máy chủ tên miền thường là các máy UNIX cài đặt phần mềm Berkely Internet Name Domain (BIND). Giao thức DNS chạy trên nền UDP với số hiệu cổng là 53.

Thông thường DNS được các giao thức tầng ứng dụng khác như HTTP, SMTP và FTP sử dụng để xác định địa chỉ IP từ tên máy tính do người dùng đưa vào. Chuyện gì xảy ra khi trình duyệt (HTTP client) trên máy tính của người sử dụng yêu cầu đổi tượng có địa chỉ URL là www.someschool.edu/index.html. Để gửi được thông điệp HTTP yêu cầu tới Web server thì máy tính của người sử dụng phải xác định được địa chỉ IP của www.someschool.edu. Điều này được thực hiện như sau: máy tính của người sử dụng chạy phía client của ứng dụng DNS. Trình duyệt sẽ lấy ra tên

máy tính (www.someschool.net) từ địa chỉ URL và chuyển nó cho phần mềm client của DNS. DNS client gửi một truy vấn (query) chứa tên máy tính tới DNS server. DNS client sẽ nhận được một thông điệp trả lời từ DNS server chứa địa chỉ IP cần xác định. Sau đó trình duyệt sẽ mở một kết nối TCP tới tiến trình HTTP server trên máy tính có địa chỉ IP vừa được xác định.

Rõ ràng các ứng dụng Internet sử dụng DNS hoạt động chậm đi. Tuy nhiên, địa chỉ IP đã được xác định thường được ghi tạm (cache) trong một name server DNS ở gần và như vậy làm giảm tải cho hệ thống DNS cũng như độ trễ của ứng dụng.

Bên cạnh dịch vụ xác định địa chỉ IP từ tên máy, DNS cung cấp một số dịch vụ quan trọng sau:

Dịch vụ đặt bí danh cho máy tính (Host aliasing):

Máy tính có tên phức tạp có thể có một hoặc nhiều bí danh (alias). Ví dụ tên máy tính relay1.west-coast.enterprise.com có thể có hai bí danh là www.enterprise.com và enterprise.com. Trong trường hợp này, relay1.west-coast.enterprise.com là tên đầy đủ (canonical name). Tên bí danh thường dễ nhớ hơn tên đầy đủ. Một ứng dụng có thể yêu cầu DNS xác định tên đầy đủ cũng như địa chỉ IP của một tên bí danh.

Dịch vụ đặt bí danh cho mail server (Mail server aliasing):

Hiện nay địa chỉ email cần dễ nhớ. Ví dụ nếu Bob có tài khoản trên Hotmail, địa chỉ của Bob có thể chỉ đơn giản là bob@hotmail.com. Tuy nhiên tên máy tính của máy phục vụ thư tại Hotmail phức tạp và vì thế khó nhớ hơn so với hotmail.com (Ví dụ tên đầy đủ có thể là relay1.west-coast.hotmail.com). Ứng dụng có thể sử dụng DNS để xác định tên đầy đủ của một bí danh cũng như địa chỉ IP của máy tính đó. Trên thực tế, DNS cho phép mail server và Webserver của các công ty có tên (bí danh) giống nhau, ví dụ: Webserver và mail server của một công ty có tên cùng là enterprise.com.

Phân tán tải (load distribution):

DNS thực hiện việc phân tán tải cho các server, đặc biệt là các Web server “nhân bản” (replicated) (là các server có nội dung giống hệt nhau).

Những site có nhiều người truy cập như cnn.com được đặt trên nhiều server giống hệt nhau. Mỗi server là một hệ thống đầu cuối (end system) khác nhau, có địa chỉ IP khác nhau. Đối với các server giống hệt nhau như vậy, một nhóm địa chỉ IP sẽ gắn với tên đầy đủ của một máy nào đó. Cơ sở dữ liệu DNS chứa toàn bộ nhóm địa chỉ IP đó. Khi client gửi truy vấn DNS để xác định địa chỉ IP thì server sẽ gửi toàn bộ nhóm địa chỉ IP đó nhưng server thay đổi thứ tự các địa chỉ IP trong nhóm. Thông thường client gửi thông điệp HTTP tới máy tính có địa chỉ IP được liệt kê đầu tiên trong nhóm. Sự hoán chuyển vị trí các địa chỉ IP mà DNS thực hiện đã phân tải cho các server. Việc hoán vị của DNS cũng được áp dụng cho email khi nhiều mail server có chung bí danh.

DNS được đặc tả trong RFC 1034, RFC 1035 và cập nhật trong một số RFC khác. DNS là hệ thống phức tạp và chúng ta chỉ nghiên cứu một vài khía cạnh của nó.

Trong lịch sử

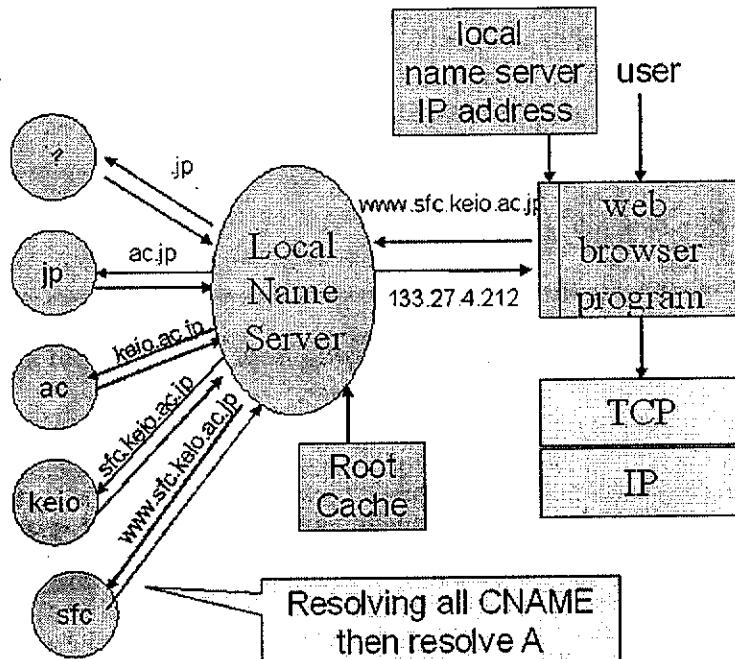
DNS: Một dịch vụ mạng quan trọng hoạt động trên mô hình client/server.

Giống HTTP, FTP hay SMTP, giao thức DNS nằm ở tầng ứng dụng vì (1) nó hoạt động giữa hai thực thể truyền thông đầu cuối sử dụng mô hình client/server và (2) sử dụng một giao thức giao vận end-to-end ở tầng giao vận của DNS khác các ứng dụng Web, FTP hay Email nhiều. DNS không phải ứng dụng được người dùng trực tiếp sử dụng mà DNS chỉ cung cấp một dịch vụ chỉ IP. Trước đây trong mục 1.2 chúng ta thấy rằng sự phức tạp trong kiến trúc của Internet được đặt tại “lớp vỏ” của mạng. DNS được triển khai trên các máy tính đầu cuối là một minh chứng rõ ràng cho nguyên lý thiết kế này.

5.2 Cơ chế hoạt động của DNS

Bây giờ, chúng ta trình bày tổng quan cách thức hoạt động của DNS, tập trung vào dịch vụ xác định địa chỉ IP từ tên máy tính. Với client, DNS là

một “hộp đen”. Client gửi thông điệp truy vấn DNS vào hộp đen đó, trong thông điệp chứa tên máy cần xác định địa chỉ IP. Với hệ điều hành Unix, `gethostname()` là một hàm mà ứng dụng có thể gọi để gửi thông điệp truy vấn. Sau một khoảng thời gian nào đó - từ vài phần nghìn giây đến vài chục giây, client nhận được thông điệp trả lời của DNS chứa địa chỉ IP cần xác định. Vì vậy, với client thì DNS là một dịch vụ xác định IP đơn giản và dễ hiểu. Nhưng “hộp đen” triển khai dịch vụ đó thực sự phức tạp, bao gồm nhiều máy chủ tên (nameserver) đặt khắp nơi trên thế giới và một giao thức ở tầng ứng dụng xác định cách thức trao đổi thông tin giữa các nameserver và giữa nameserver với máy tính.



Hình 2.19 Ứng dụng sử dụng dịch vụ của DNS

Để triển khai DNS, người ta có thể đưa ra một kiến trúc đơn giản sau: có một name server chứa tất cả các ánh xạ tên và địa chỉ IP. Theo thiết kế tập trung này, client chỉ cần gửi tất cả các truy vấn tới nameserver duy nhất và nameserver này sẽ trực tiếp trả lời mọi truy vấn. Mặc dù tính đơn giản của thiết kế này rất hấp dẫn nhưng nó hoàn toàn không thích hợp cho

Internet với số lượng lớn và ngày càng nhiều máy tính. Thiết kế tập trung như vậy này sinh một số vấn đề sau:

Điểm hỏng duy nhất (A single point of failure) nếu nameserver duy nhất ngừng làm việc cũng có nghĩa là toàn bộ Internet ngừng hoạt động.

Khối lượng công việc (Traffic volume): Một nameserver duy nhất phải xử lý tất cả các truy vấn DNS (cho tất cả các thông điệp yêu cầu từ hàng triệu máy tính trên toàn cầu).

Cơ sở dữ liệu tập trung ở xa (distant centralized database): Nameserver duy nhất không thể gần tất cả các client. Nếu nameserver đặt ở New York thì tất cả truy vấn từ Úc phải chuyển tới phía bên kia trái đất và có thể qua một đường kết nối chậm và tắc nghẽn. Hậu quả là các ứng dụng phải chịu độ trễ lớn.

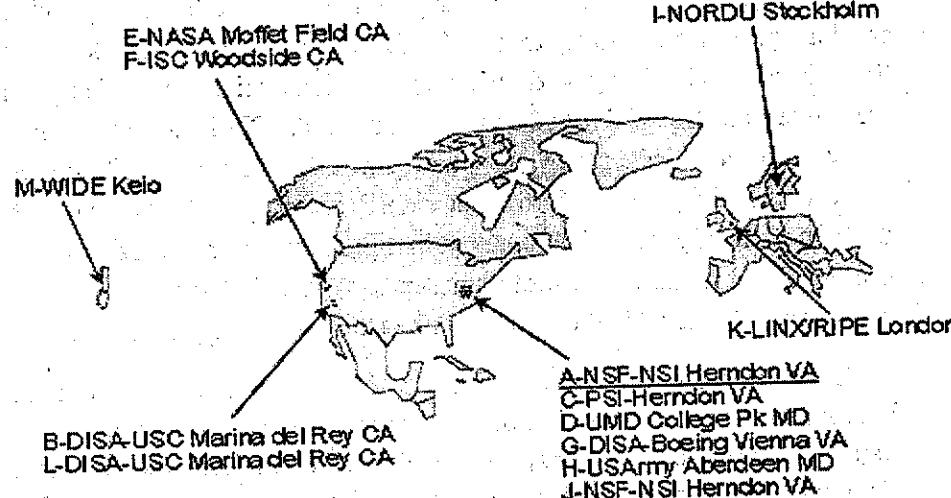
Bảo trì (maintenance): Namserver phải ghi nhớ thông tin về tất cả các máy tính trên Internet. Khi đó cơ sở dữ liệu sẽ cực kỳ lớn và nameserver phải cập nhật thường xuyên thông tin cho mọi máy tính mới cũng như phải giải quyết các vấn đề kiểm chứng và xác nhận khi người dùng sử dụng cơ sở dữ liệu tập trung.

Tóm lại, cơ sở dữ liệu tập trung trên một nameserver duy nhất không phù hợp khi quy mô hệ thống lớn. Do đó, DNS được thiết kế phân tán. Trên thực tế DNS là một ví dụ tuyệt vời về triển khai cơ sở dữ liệu phân tán trên Internet. Để giải quyết vấn đề quy mô, DNS sử dụng nhiều nameserver tổ chức phân cấp và phân tán trên toàn cầu. Không có nameserver nào chứa tất cả tên và địa chỉ IP các máy tính trên Internet, những thông tin này được phân tán trên nhiều nameserver. Có ba loại nameserver: local nameserver, root nameserver và authoritative nameserver. Các nameserver đó trao đổi thông tin với nhau và với các máy tính khác.

Local nameserver: Mỗi ISP như trường đại học, công ty đều có local nameserver (còn được gọi là default name server). Khi máy tính trong cơ quan tạo ra một thông điệp truy vấn DNS thì đầu tiên thông điệp đó được gửi tới local name server của tổ chức. Địa chỉ IP của local name server phải được cấu hình trong máy tính (Trong Win 95/98, bạn có thể tìm thấy địa chỉ IP của local name server bằng cách mở Control Panel, sau đó chọn Network,

chọn TCP/IP, rồi chọn cấu hình DNS). Local name server thường “gần” với client, trong trường hợp tại cơ quan của một tổ chức, nó có thể ở trên cùng mạng LAN với máy tính client. Với ISP phục vụ kết nối từ nhà thì khoảng cách giữa name server và các máy tính client chỉ là vài router. Nếu máy tính yêu cầu xác định địa chỉ IP của một máy tính khác trong cùng một ISP thì local name server có thể ngay lập tức xác định được địa chỉ IP cần thiết. Ví dụ nếu máy tính surf.eurecom.fr yêu cầu địa chỉ IP của baie.eurecom.fr thì local name server ở eurecom ngay lập tức có thể đưa ra địa chỉ IP mà không phải liên hệ với bất kỳ name server nào khác.

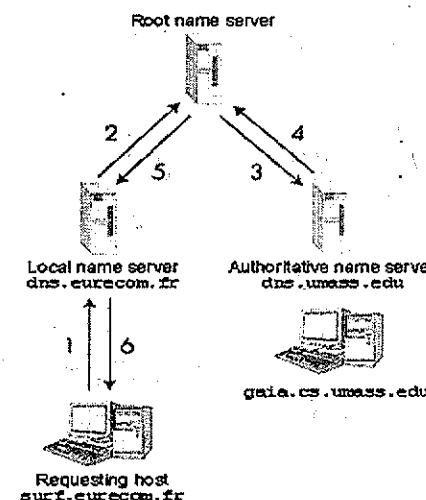
Rootname server: Trên Internet có 13 rootname server, hầu hết đặt tại Bắc Mỹ. Vị trí các root name server vào thời điểm tháng 02/1998 được minh họa trên Hình 2.18. Khi local name server không thể trả lời truy vấn của một máy tính (bởi vì nó không có thông tin của máy tính được yêu cầu) thì local name server sẽ đóng vai trò client DNS và gửi câu hỏi truy vấn tới một trong số các root name server. Nếu root name server có thông tin của máy tính được hỏi, nó sẽ gửi một thông điệp DNS hồi âm tới local name server và sau đó thông tin này được local name server gửi trả lời cho máy tính yêu cầu. Nhưng root name server có thể không có thông tin của máy tính đó. Trong trường hợp này, root name server biết được địa chỉ IP của name server quản lý máy tính đó.



Hình 2.20 Các root name server trên thế giới

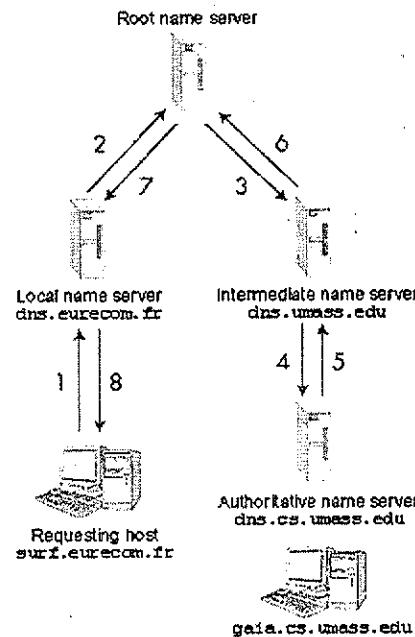
Authoritative name server: Mỗi máy tính phải đăng ký tới một authoritative name server. Thông thường authoritative name server của một máy tính là name server trong miền ISP của máy tính đó (thực tế mỗi máy tính phải có ít nhất hai authoritative name server, để đề phòng trường hợp một name server bị hỏng). Có thể định nghĩa, authoritative name server của một máy tính là nameserver luôn lưu trữ bản ghi DNS cho phép xác định địa chỉ IP của máy tính đó từ tên. Khi authoritative name server nhận được truy vấn từ root nameserver, nó sẽ gửi một thông điệp DNS trả lời chứa ánh xạ được yêu cầu. Sau đó, root server gửi ánh xạ đó tới local nameserver và local nameserver lại tiếp tục gửi ánh xạ đó tới máy tính yêu cầu. Nhiều nameserver vừa là local vừa là authoritative nameserver.

Xét ví dụ đơn giản sau. Giả sử máy tính surf.eurecom.fr muốn có địa chỉ IP của máy tính gaia.cs.umass.edu, giả sử nameserver của miền Eurecom là dns.eurecom.com.fr và authoritative nameserver cho gaia.cs.umass.edu là dns.umass.edu. Như đã trình bày trong Hình 2.20, đầu tiên máy tính surf.eurecom.fr gửi một thông điệp truy vấn tới local name server của nó là dns.eurecom.fr. Thông điệp đó chứa tên máy tính cần xác định địa chỉ IP, là gaia.cs.umass.edu. Local name server gửi thông điệp tới root name server. Root nameserver gửi tiếp thông điệp tới nameserver có thể xác định tất cả các máy tính trong miền umass.edu, ví dụ là dns.umass.edu. Sau đó, authoritative name server này gửi kết quả cho surf.eurecom.fr thông qua root name server và local name server. Trong ví dụ này, để xác định được địa chỉ IP có 6 thông điệp DNS được trao đổi: 3 thông điệp yêu cầu và 3 thông điệp trả lời.



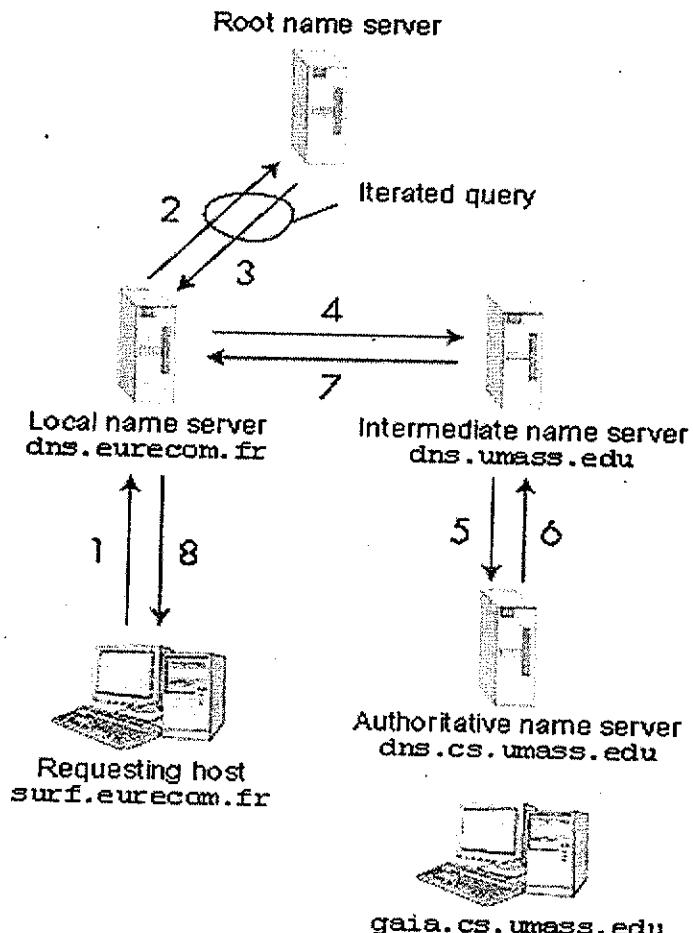
Hình 2.21 Các truy vấn DNS

Giả thiết root name server biết địa chỉ IP của authoritative name server của mọi máy tính như trên có thể không đúng. Với tên một máy tính, root nameserver có thể chỉ biết được địa chỉ IP của một name server trung gian mà chính name server trung gian này mới biết được địa chỉ IP của authoritative nameserver của máy tính đó. Để minh họa điều này vẫn xét ví dụ máy tính surf.eurecom.fr cần xác định địa chỉ IP của gaia.cs.umass.edu. Giả sử trường Đại học Massachusetts (Univ of Massachusetts) có name server cho toàn bộ trường đại học, đó là dns.umass.edu. Ta cũng giả sử tiếp rằng mỗi khoa trong trường đại học này có name server riêng, quản lý tên cho tất cả các máy tính trong khoa đó. Khi root name server nhận được yêu cầu xác định địa chỉ IP cho một tên máy tính có tận cùng là umass.edu, nó sẽ gửi yêu cầu tới name server dns.umass.edu. Name server này gửi tất cả các yêu cầu có tên máy tính tận cùng là cs.umass.edu cho authoritative name server quản lý tất cả máy tính có tên tận cùng là cs.umass.edu. Authoritative name server này (dns.cs.umass.edu) gửi kết quả tới name server trung gian (dns.umass.edu) và name server này sẽ gửi tiếp kết quả tới root name server. Root name server sẽ gửi tiếp kết quả tới local name server của máy tính yêu cầu. Trong ví dụ này, 8 thông điệp DNS được gửi (Hình 2.21). Thực ra có thể có nhiều hơn 8 thông điệp DNS được trao đổi vì có thể có nhiều name server trung gian ở giữa root name server và authoritative name server.



Hình 2.22 Các truy vấn DNS

Trong ví dụ trên, tất cả các truy vấn được gọi là đệ quy (recursive query). Khi máy tính hay name server A gửi thông điệp yêu cầu tới name server B, name server B sẽ thay mặt A nhận thông điệp chứa kết quả và sau đó gửi kết quả tới A. Tuy nhiên DNS cho phép các truy vấn tương tác (iterative query) ở bất kì giai đoạn nào trong quá trình từ máy tính yêu cầu đến authoritative name server. Khi name sever A gửi một truy vấn tương tác tới name server B, nếu name server B không có ánh xạ được yêu cầu, nó sẽ gửi cho A thông điệp trả lời chứa địa chỉ IP của name server kế tiếp trên chuỗi, giả sử là name sever C. Sau đó name server A trực tiếp gửi thông điệp yêu cầu tới name server C.



Hình 2.23 Các truy vấn đệ quy và tương tác

Các truy vấn trong dãy truy vấn liên tiếp có thể là tương tác hoặc đệ quy như minh họa trên Hình 2.23. Thông thường tất cả các truy vấn - ngoại trừ truy vấn từ local name server tới root name server là đệ quy, truy vấn tới root name server thường là tương tác (bởi vì root name server phải xử lý một lượng lớn các yêu cầu nên cần làm giảm số lượng truy vấn tới root name server).

Một đặc tính quan trọng của DNS là lưu trữ tạm thời các bản ghi DNS (**DNS caching**). Trên thực tế, DNS lưu trữ tạm thời (cache) để làm giảm độ trễ cũng như làm giảm số thông điệp DNS trao đổi trên mạng. Ý tưởng này rất đơn giản: Khi nhận được ánh xạ DNS của máy tính nào đó, bên cạnh việc gửi tiếp thông điệp, name server sẽ lưu ánh xạ này vào bộ nhớ cục bộ (ổ đĩa cứng hay RAM). Với ánh xạ tên máy - địa chỉ IP được lưu trữ sẵn, nếu có một truy vấn khác yêu cầu địa chỉ IP của cùng tên máy mà name server vừa lưu trữ, nameserver sẽ xác định ngay được địa chỉ IP mong muốn, kể cả khi nó không là authoritative name server cho máy tính đó. Để khắc phục tình trạng lưu trữ thông tin cũ, thông tin được lưu trữ tạm thời sẽ bị xoá bỏ sau một khoảng thời gian (thường là hai ngày).

2.5.3 Bản ghi DNS

Name server lưu giữ các bản ghi tài nguyên (resource record) cho các ánh xạ Tên máy / Địa chỉ IP. Mỗi thông điệp trả lời DNS chứa một hay nhiều bản ghi tài nguyên. Trong phần này chúng ta sẽ nói qua về bản ghi tài nguyên và thông điệp DNS. Về chi tiết, bạn có thể xem trong DNS RFC [RFC 1034, RFC 1035].

Bản ghi tài nguyên gồm 4 trường sau::

(Name, Value, Type, TTL)

TTL là thời gian tồn tại của bản ghi tài nguyên, dùng để xác định thời điểm có thể xoá bản ghi tài nguyên khỏi bộ nhớ lưu trữ. Trong các bản ghi ví dụ dưới đây, chúng ta bỏ qua trường TTL. Ý nghĩa của trường Name và Value phụ thuộc vào trường Type:

Nếu Type = A thì Name là tên máy và Value là địa chỉ IP của máy. Bản ghi kiểu A là ánh xạ Tên máy - Địa chỉ IP chuẩn. Ví dụ, `play1.bar.foo.com, 145.37.93.126, A` là một bản ghi Type A.

Nếu Type = NS thì Name là một miền (như là `foo.com`) và Value là tên máy của authoritative name server của các máy tính trong miền đó. Bản ghi này thường được sử dụng để gửi tiếp các truy vấn DNS. Ví dụ 1 bản ghi Type NS: `(foo.com, dns.foo.com, NS)`

Nếu Type = CNAME thì Value là tên đầy đủ của máy có tên bí danh trong Name. Bản ghi kiểu này cho phép xác định tên đầy đủ của một máy tính từ tên bí danh. Ví dụ một bản ghi CNAME: `(foo.com, play1.bar.foo.com, CNAME)`.

Nếu Type = MX thì Value là tên máy của mail server có tên bí danh trong Name. Ví dụ, bản ghi kiểu MX `(foo.com, mail.bar.foo.com, MX)`. Bản ghi MX cho phép mail server có tên bí danh đơn giản.

Nếu một name server là authoritative name server cho một máy tính đó thì name server sẽ chứa bản ghi kiểu A của máy tính đó (ngay cả nếu name server đó không là authoritative name server thì có thể nó chứa bản ghi kiểu A trong bộ nhớ cache của nó). Nếu name server không là authoritative name server của máy tính được hỏi thì nó sẽ chứa một bản ghi kiểu NS cho miền của máy tính này, và nó cũng có một bản ghi kiểu A xác định địa chỉ IP của name server của miền này đặt trong trường Value của bản ghi NS. Ví dụ, root name server không là authoritative name server cho máy tính `gaia.cs.umass.edu`, root server sẽ có một bản ghi cho miền chứa `umass.edu` ví dụ `(umass.edu, dns.umass.edu, NS)`. Root server đó đồng thời cũng có một bản ghi kiểu A cho phép xác định địa chỉ IP của name server `dns.umass.edu`, chẳng hạn `(dns.umass.edu, 128.119.40.111, A)`.

2.5.4 Thông điệp DNS

Có hai loại thông điệp DNS: thông điệp yêu cầu và thông điệp trả lời. Cả hai kiểu thông điệp này có chung khuôn dạng minh họa trên Hình 2.22.

Ý nghĩa các trường trong thông điệp như sau:

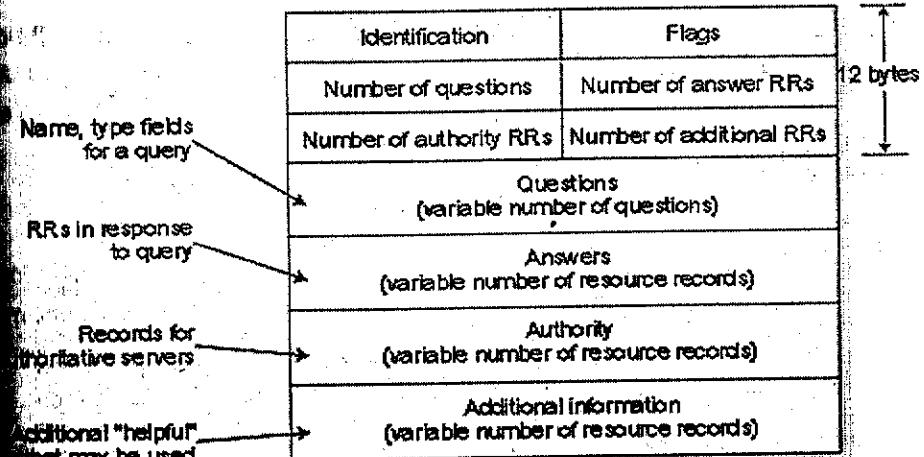
12 byte đầu tiên là phần tiêu đề. Phần tiêu đề có một số trường. Trường đầu tiên là một định danh 16 bit cho mỗi thông điệp yêu cầu. 16 bit định danh này được ghi lại vào thông điệp trả lời, cho phép client xác định được đây là câu trả lời cho thông điệp yêu cầu nào. Có nhiều cờ trong được đây là câu trả lời cho thông điệp yêu cầu nào. Có nhiều cờ trong trường cờ (mỗi cờ ứng với một bit). **Cờ truy vấn (query/reply flag)** xác định thông điệp là yêu cầu (0) hay là trả lời (1). **Cờ authoritative** được đặt trong thông điệp trả lời khi name server là authoritative name server của tên máy tính cần xác định địa chỉ IP. **Cờ mong muốn đệ quy (recursive-desired query)** được đặt khi client (máy tính hay name server) mong muốn name server thực hiện truy vấn đệ quy khi nó không có bản ghi đó. **Cờ chấp nhận đệ quy (recursion-available flag)** được đặt trong thông điệp trả lời nếu name server đó hỗ trợ đệ quy. Trong phần tiêu đề cũng có 4 trường số lượng, các trường này xác định số lượng các bản ghi trong 4 phần dữ liệu sau phần tiêu đề.

Phần câu hỏi (Question section) chứa thông tin về các câu hỏi được tạo ra. Nó bao gồm (1) trường tên chứa tên đang được hỏi và (2) trường kiểu xác định kiểu câu hỏi cho tên máy tính đó (Kiểu A cho tên máy tính, kiểu MX cho mail server).

Trong thông điệp trả lời từ server name, phần trả lời (answer section) chứa các bản ghi tài nguyên cho tên được yêu cầu trước đó. Chú ý rằng mỗi bản ghi tài nguyên có 4 trường: Type (A, NS, CNAME, MX), Name, Value, TTL. Thông điệp trả lời có thể có nhiều bản ghi tài nguyên vì tên máy tính có thể ứng với nhiều địa chỉ IP.

Mục thẩm quyền (authority section) chứa các bản ghi của các authoritative server.

Mục phụ trợ (additional section) chứa các bản ghi “hữu ích” khác. Ví dụ trường trả lời trong thông điệp trả lời một truy vấn MX sẽ chứa tên đầy đủ của mail server có tên bí danh đặt ở trong Name. Phần phụ trợ có thể chứa một bản ghi kiểu A cung cấp địa chỉ IP cho chính mail server đó.



Hình 2.24 Khuôn dạng thông điệp DNS

Các phần trên mô tả cách thức lấy dữ liệu trong cơ sở dữ liệu DNS. Vậy làm thế nào để đưa được dữ liệu vào cơ sở dữ liệu? Cho tới gần đây, cấu hình của server DNS được cấu hình tĩnh, ví dụ, thông qua file cấu hình mà người quản trị hệ thống tạo ra. Gần đây, lựa chọn UPDATE được đưa vào giao thức DNS cho phép dữ liệu được tự động thêm vào hay xoá bỏ khỏi cơ sở dữ liệu thông qua thông điệp DNS. RFC 2136 đặc tả quá trình hoạt động của DNS.

CÁC ỨNG DỤNG THEO KIẾN TRÚC NGANG HÀNG

Tháng 5/1999, Shawn Fanning và Sean Parker sáng lập ra công ty Napster Inc và đã mở ra một cuộc Cách mạng trong ngành công nghệ thông tin. Tại thời điểm đó, Napster là dịch vụ chia sẻ file ngang hàng duy nhất trên Internet.

Chính nhu cầu chia sẻ các loại phần mềm không bản quyền thúc đẩy ra đời các cộng đồng ảo có tổ chức nhưng lại kết nối lỏng lẻo trên Internet. Napster không chỉ đáp ứng nhu cầu tìm kiếm và chia sẻ các file âm nhạc mà còn hình thành nên một cộng đồng ảo trên đó. Tham gia vào cộng

đồng này, một người có thể dễ dàng nén các đĩa CD âm nhạc ra file MP3 để chia sẻ với những người khác.

Trong lịch sử

Năm 1999, Shawn Fanning công bố chương trình đầu tiên (thực hiện sau vài tháng) đáp ứng được nhu cầu một nhóm nhỏ bạn bè. Nói chung mỗi người đều có nhiều các file nhạc (MP3) trong ổ cứng trên máy tính cá nhân, máy tính cá nhân đều có kết nối Internet. Vấn đề ở đây là làm thế nào tìm được file mà người sử dụng (NSD) muốn kiểm theo một tiêu chí nào đó (Tên bài hát / Ca sĩ / Nhạc sỹ / Album...). Chương trình mà Fanning viết có thể kiểm soát được những thông tin như vậy.

Ở server trung tâm, Chương trình của Fanning kiểm soát những file mà hệ thống có thể cung cấp và vị trí chính xác của file (tức là địa chỉ máy tính chứa file). Khi người dùng kết nối vào hệ thống (bằng phần mềm của Fanning), danh sách tất cả các file mà người dùng muốn chia sẻ sẽ được cập nhật lên server trung tâm (chú ý là chỉ danh sách các file, còn các file thực sự vẫn nằm trên máy tính đầu cuối – gọi là nút). Khi NSD muốn tìm kiếm file nào đó, từ hệ thống CSDL của mình, server trung tâm sẽ trả về cho NSD danh sách các máy tính có chứa file cần tìm. NSD chỉ việc liên lạc trực tiếp đến máy tính có file để xin tài liệu.

Mạng Napster – với khả năng hỗ trợ tìm kiếm và tải file MP3 với khối lượng lớn – đã phát triển với tốc độ cực kỳ nhanh, hình thành một cộng đồng 30 triệu NSD chia sẻ 2,8 tỷ file trước khi chấm dứt hoạt động theo phán quyết của Tòa án Hoa Kỳ.

Khởi đầu từ năm 2003, RIAA (Hiệp hội âm nhạc Hoa Kỳ) đã có chiến lược mới để kiểm soát mạng P2P. Sau khi RIAA thua tại Tòa Thượng thẩm Liên bang khi ISP Verizon không cung cấp thông tin về khách hàng thuê bao, RIAA bắt đầu thu thập thông tin về hành vi của người sử dụng (chứ không phải ISP hay nhà cung cấp phần mềm P2P). Tháng 9/2003, RIAA đã đưa ra tòa 261 người chia sẻ các file nhạc bất hợp pháp, ngày nay số lượng vụ kiện kiểu này hàng năm là 13000.

Giờ đây, sau nhiều cố gắng của Hiệp hội công nghiệp thu âm Hoa Kỳ (RIAA), Quốc hội Hoa Kỳ đã đưa ra những điều khoản quy định việc chia sẻ, hạn chế việc tự do chia sẻ các phần mềm hợp pháp trên các mạng ngang hàng.

Người ta thường xem Kỳ nguyên Mạng ngang hàng bắt đầu với Napster, tuy nhiên ta thấy những phần mềm nhắn tin (Yahoo Messenger) đã

mạnh nha ý tưởng này. Nhắn tin là một hình thức lai tạp – vừa tận dụng tính tức thời của hệ thống điện thoại lại vừa có tính kiểm soát của hệ thống thư tín điện tử.

Nói chung, ứng dụng P2P có các đặc điểm sau:

- **Chia sẻ các tài nguyên và dịch vụ phân tán.** Trong mạng P2P, các nút thành viên vừa đóng vai trò client, vừa đóng vai trò server; nghĩa là vừa là nhà cung cấp nhưng cũng là người tiêu thụ các tài nguyên (Tài nguyên ở đây có thể là thông tin, file, năng lực tính toán...).

- **Không tập trung.** Không có điểm tập trung nào đóng vai trò điều phối chung của toàn bộ hệ thống. Truyền thông giữa các nút diễn ra trực tiếp, không có nút nào kiểm soát được tất cả các nút khác. Ở đây có sự phân biệt giữa mạng P2P thuần túy (các nút hoàn toàn bình đẳng với nhau) và mạng P2P lai tạp (các nút không còn bình đẳng hoàn toàn, có một nhóm nút sẽ đóng vai trò kiểm chứng và tìm kiếm theo chỉ mục). Kiểu lai tạp kết hợp giữa mạng P2P thuần túy và mô hình client/server truyền thống.

- **Tự trị.** Mỗi nút trong mạng P2P tự quyết định khi nào tham gia mạng và mức độ đóng góp chia sẻ cho cộng đồng.

Các ứng dụng P2P có thể phân loại vào 3 nhóm sau đây:

- Nhắn tin tức thì (Instant messaging)
- Chia sẻ file
- Tính toán mạng lưới

Việc phân chia nhóm như vậy cũng chưa rõ ràng và ranh giới giữa các nhóm còn mập mờ, và biến đổi rất nhanh chóng.

2.6.1 Nhắn tin tức thì

Ngày nay Nhắn tin tức thì (IM - Instant Messaging) được sử dụng cực kỳ rộng rãi do có khả năng truyền thông điệp tức thời (giống điện thoại) một cách có kiểm soát (giống email) và khả năng duy trì đồng thời nhiều cuộc hội thoại. Các dịch vụ IM như I-seek-you (ICQ), MSN Messenger của

Microsoft, AOL Instant Messenger® (AIM), Yahoo Messenger (YIM) trở nên cực kỳ thông dụng (đặc biệt với giới trẻ) khi các dịch vụ này tích hợp thêm nhiều tính năng như truyền file, chia sẻ dữ liệu, tương tác đa phương tiện...

Chức năng của IM

Cho đến năm 2000, không có một giao thức chuẩn nào quy định cách thức hoạt động của các hệ thống IM. RFC2778 “A model for Presence and Instant Messaging” và RFC2779 “Instant Messaging/Presence Protocol” đưa ra tập hợp các hướng dẫn hình thành nên cấu hình cơ bản cho một hệ thống IM. Các phần mô tả sau đây chủ yếu dựa trên các khuyến nghị RFC2778 và RFC2779.

Dịch vụ Hiển thị Thông tin (Presence Service) là dịch vụ quan trọng nhất trong hệ thống IM, xác định có thể liên lạc được với một đối tượng hay không và trạng thái của đối tượng đó. Ngoài ra, dịch vụ này còn cung cấp các cơ chế đảm bảo tính riêng tư, chẳng hạn lựa chọn một nhóm đối tượng được phép nhìn thấy trạng thái của mình và được quyền gửi thông điệp tới.

Dịch vụ chuyển phát tin nhắn. Là các tiện ích cho phép chuyển phát các tin nhắn (có thể dưới dạng văn bản hay âm thanh) giữa những người sử dụng trên mạng IM.

Các dịch vụ hỗ trợ. Bên cạnh các dịch vụ cơ sở trên, các hệ thống IM bổ sung rất nhiều tính năng mới để thu hút khách hàng. Các dịch vụ hỗ trợ được liệt kê trong RFC2778 và RFC2779.

Các thành phần của IM

IM Server. Cung cấp các dịch vụ IM như hiển thị thông tin, cảnh báo, đăng ký tài khoản, và nhắn tin. Người sử dụng (qua phần mềm Client) phải kết nối với Server để có trạng thái trực tuyến (online) trong mạng IM. Mạng IM có thể gồm nhiều server cùng làm việc với nhau để cung cấp khả năng mở rộng trong trường hợp có nhiều client cùng kết nối.

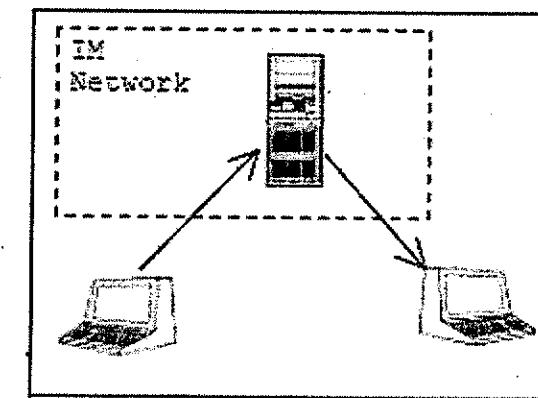
Truyền thông giữa các server thường “trong suốt”, vì người sử dụng nói chung không biết được mình kết nối đến những server nào. Server của các mạng IM lớn thường được đặt tại các công ty sở hữu mạng IM.

IM Client. Phần mềm client là “điểm giao tiếp” của người sử dụng với mạng IM. Sau khi cài đặt trên máy tính, NSD có thể sử dụng IM client để kết nối và sử dụng các dịch vụ do IM server cung cấp. Client cũng được sử dụng để lưu trữ các thông tin cục bộ của người sử dụng (chẳng hạn mật khẩu, tên truy cập phục vụ mục đích tự động truy cập hay nhật ký hội thoại).

Mô hình kết nối

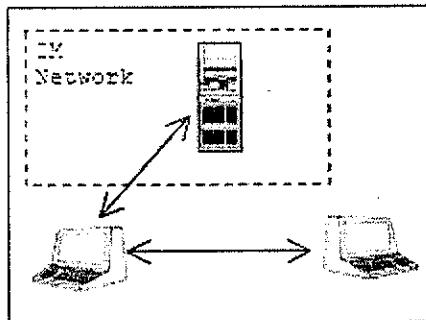
Có hai mô hình cơ sở được áp dụng trên các mạng IM

Client-Server hay kiểu tập trung. Tất cả thông tin trao đổi trên mạng đều phải đi qua server, có nghĩa là hai client không kết nối trực tiếp được với nhau mà kết nối gián tiếp qua server (Xem Hình 2.25)



Hình 2.25 Mô hình kết nối IM kiểu tập trung

Peer-to-Peer hay kiểu phân tán. Dữ liệu được trao đổi trực tiếp giữa các client (không đi qua server). Kiểu kết nối này thường được sử dụng khi truyền file (để làm giảm tải cho server). Server trong mạng kiểu này chỉ làm nhiệm vụ kiểm soát trạng thái các client và giúp các client trao đổi trực tiếp với nhau. Kiểu kết nối này được minh họa trên Hình 2.26.



Hình 2.26 Mô hình IM kiểu phân tán

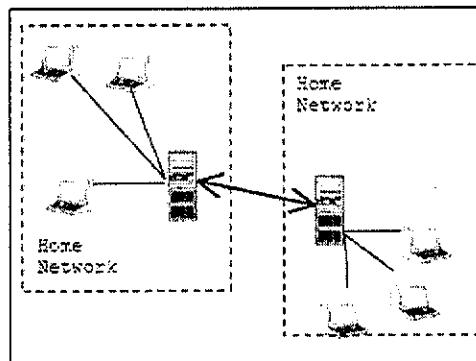
Cấu hình Server

Để tăng khả năng mở rộng, hệ thống IM có thể sử dụng một hay nhiều Server.

Kiến trúc một Server. Mọi dịch vụ IM đều thực hiện trên một server duy nhất (tạo tài khoản, kiểm chứng người sử dụng và các dịch vụ khác). Kiến trúc này dễ bảo trì server và tăng cường khả năng bảo mật, nhưng khó mở rộng hệ thống.

Kiến trúc nhiều Server. Phần lớn các mạng IM lớn đều sử dụng nhiều server. Các server thường được chia thành hai loại: Nhân bản và Dịch vụ phân tán.

Trong kiểu thứ nhất, mỗi server có thể thực hiện được tất cả các dịch vụ IM. Các server giống hệt nhau (nên được gọi là nhân bản) và được kết nối với nhau. Các client “đăng ký” đến một server “nhà” và “nói chuyện” với client thuộc server “nhà” khác. Kiến trúc Jabber theo kiểu này.



Hình 2.27 Kiến trúc nhiều Server nhân bản

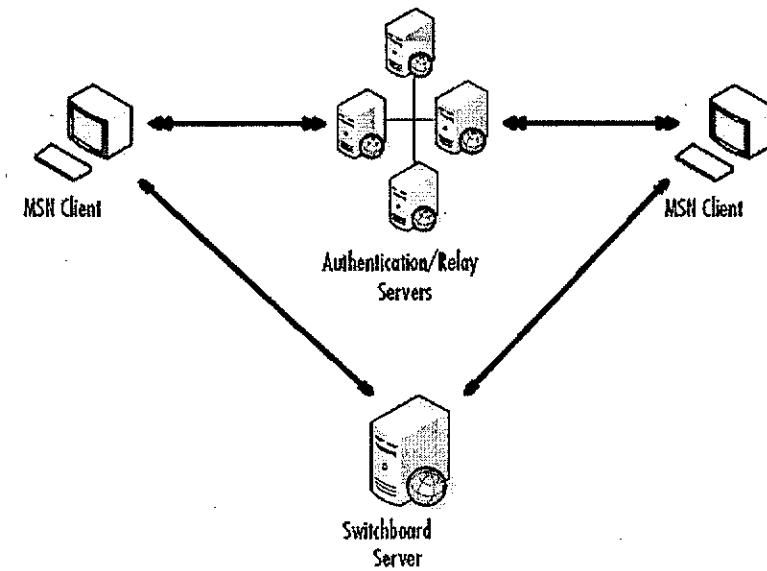
Trong kiểu thứ hai, các dịch vụ khác nhau được cài đặt trên các server khác nhau. Một server có thể cung cấp dịch vụ đăng ký tài khoản và đăng nhập hệ thống, trong khi chức năng truyền tin nhắn và thông báo được cài đặt trên các server khác.

Kiến trúc MSNP cung cấp nhiều server kiêm chứng đặt tại miền messenger.hotmail.com. Sau khi đăng nhập vào miền này, client được chuyển hướng tới một trong các server kiêm chứng. Sau khi kiêm chứng thành công, client có thể được chuyển kết nối sang một trong các server thực hiện nhiệm vụ cảnh báo. Client sẽ kết nối với server nào phụ thuộc vào vị trí địa lý của server hay tài của server.

2.6.6. Kiến trúc Hệ thống MSN

Hai hệ thống IM được sử dụng rộng rãi nhất hiện nay là AIM và MSN trong khi ICQ đứng thứ 5 trong danh sách. AIM và ICQ được quản lý bởi AOL Time Warner và sử dụng giao thức OSCAR (Open System for Communications in Real-time) trong khi MSN được Microsoft quản lý và sử dụng giao thức MSNP (MSN Protocol).

MSN Protocol (MSNP)



Hình 2.28 Kiến trúc MSN

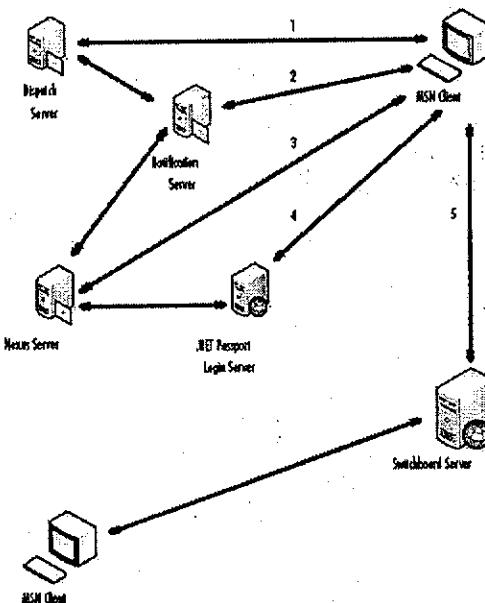
Server và Client trong mạng MSN trao đổi các lệnh được mã hóa theo chuẩn UTF-8 qua TCP socket.

Ở đây có ba kiểu server: Dispatch Server (DS), Notification Server (NS) và Switchboard Server (SS).

Nhiệm vụ chính của DS là thỏa thuận sử dụng phiên bản giao thức nào với client, sau đó sẽ xác định server NS nào kiểm soát người sử dụng. Sau khi xác định, địa chỉ NS được chuyển cho client.

NS là thành phần quan trọng nhất trong mạng IM. Sau khi kiểm chứng để đăng nhập thành công, Client và NS phải đồng bộ với nhau về trạng thái cũng như trao đổi các thông tin dị bộ. Một số sự kiện trao đổi giữa client và NS là khi thay đổi trạng thái (trực tuyến, ngoại tuyến hoặc rảnh rỗi), yêu cầu làm việc với SS (trình bày trong phần sau). Ngoài ra một vài thông báo khác cũng có thể trao đổi giữa NS và client (chẳng hạn thông báo có thư mới).

SS là thành phần trợ giúp client tạo các phiên hội thoại, chuyển tin nhắn giữa các client. Mỗi một cuộc hội thoại sẽ mở một kết nối từ client tới SS. Khi Client 1 muốn nói chuyện với Client 2, Client 1 sẽ gửi yêu cầu tới NS, NS sẽ gán cho Client 1 một SS nào đó (SS 1), đồng thời gửi thông báo tới NS của Client 2, NS này sẽ yêu cầu Client 2 kết nối tới SS 1 để nhận tin nhắn từ Client 1.



Hình 2.29 Minh họa các bước của MSNP

Sau đây chúng ta thử phân tích một số hoạt động của giao thức MSNP.

Trong quá trình hoạt động, người sử dụng MSN thực hiện 2 bước sau: Đăng nhập vào hệ thống (lấy danh sách bạn bè và trạng thái của từng bạn bè) và sau đó Gửi và Nhận tin nhắn.

Đầu tiên client (MSN) mở một kết nối TCP tới địa chỉ 64.4.13.58 ở port 1863. Sau khi thiết lập kết nối, client và server sẽ thỏa thuận với nhau sử dụng phiên bản nào của giao thức. MSN client gửi thông điệp sau chứa danh sách các giao thức client có thể sử dụng được:

VER 0 MSNP7 MSNP6 MSNP5 MSNP4 CVRO

Trong giao thức MSNP, trường "trial id" được khởi tạo là 0 và được gửi đi trong tất cả các thông điệp, cứ sau mỗi thông điệp, giá trị "trial id" được tự động tăng lên 1. Server trả lời kiểu như sau:

VER 0 MSNP7 MSNP6 MSNP5 MSNP4

Khi đó Client và Server thỏa thuận được giao thức sẽ sử dụng. Kế tiếp client hỏi server phương pháp mã hóa khi kiểm chứng.

INF 1

Khác Yahoo, MSN không gửi mật khẩu dưới dạng nguyên không mã hóa. MSN sẽ mã hóa mật khẩu để mật khẩu không bị lộ trên đường truyền. Server trả lời bằng thông điệp sau:

INF 1 MD5

Ở đây MD5 là phương pháp bảo mật mà server hỗ trợ. Kế tiếp client gửi username cho server

USR 2 MD5 I venky_dude@hotmail.com

Server sẽ kiểm tra xem có thông tin gì về người dùng này hay không. Nếu có Server sẽ gửi thông điệp kiểu sau cho client:

XFR 2 NS 64.4.13.55:1863 0

Ở đây server báo cho client biết phải liên lạc với Notification Server (NS) có địa chỉ 64.4.13.55 và cổng 1863. Sau đó Client và server đóng kết nối này, client sẽ mở kết nối với NS mới nhận được (64.4.13.55).

(client) VER 3 MSNP7 MSNP6 MSNP5 MSNP4 CVRO
(server) VER 3 MSNP7 MSNP6 MSNP5 MSNP4
(client) INF 4
(server) INF 4 MDS
(client) USR 5 MD5 I venky_dude@hotmail.com

Sau đó NS server biết được các thông tin về người dùng định đăng nhập. Server sẽ trả lời như sau:

USR 5 MD5 S 989048851.1851137130

Chuỗi “989048851.1851137130” là giá trị Hash theo kiểu MD5. Nó là một hàm băm do server tạo ra và được sử dụng cho mục đích kiểm chứng. Client sẽ gửi server mật khẩu đã được mã hóa theo MD5. Client sẽ gửi hàm băm được tính tạo thành từ chuỗi trên kết hợp với mật khẩu của mình cho server, chẳng hạn: 3b7926d277068ec49576a0c40598ff21.

USR 6 MD5 S 3b7926d277068ec49576a0c40598ff21

Nếu mật khẩu này đúng, server sẽ trả lời dạng sau:

USR 6 OK venky_dude@hotmail.com venkat

Từ cuối cùng là tên của người sử dụng. Trong SMNP7, server có thể gửi một vài thông tin hỗ trợ, chẳng hạn thông tin về người dùng và mã kiểm chứng (tương tự cookie) sử dụng cho các mục đích khác.

MSG Hotmai Hotmail 362
MIME-Version: 1.0
Content-Type: text/x-msmsgspro file; charset=UTF
LoginTime: 1011252477
EmailEnabled: 1
MemberIdHigh: 84736
MemberIdLow: - 1434729391
lang_preference: 103
preferredEmail: venky_dude@hotmail.com
country: IN
PostalCode:
Gender: M
Kid:0
Age: 22
sid: 517
kv: 2
MSPAuth:
2AAAAAAAADU0p4uxxJtDJozJSIUTS0i7YpwnC9PUHRv56YKxxxCTWmg\$\$

Giờ đây người sử dụng đã đăng nhập hệ thống, nhưng vẫn ở trong trạng thái không trực tuyến, để chuyển trạng thái, client sẽ gửi lệnh sau:

CHG 7 NLN

Người dùng không gửi ngay lệnh này vì có thể người sử dụng muốn đăng nhập hệ thống nhưng dưới chế độ ẩn. Trong thông điệp Server trả lời có liệt kê danh sách các “bạn bè” ở trạng thái khác nhau, chẳng hạn:

CHG 7 NLN

ILN 7 NLN btxxxx@hotmail.com nick
ILN 7 AWY wmpyxxx@msn.com mike
ILN 7 BSY tehpxxpxx@hotmail.com yeaxxx
MSG Hotmail Hotmail 223

MIME-Version: 1.0

Content-Type: text/x-msmsgsinitialemailnotification; charset=UTF-8
Inbox-Unread: 293
Folders-Unread: 0
Inbox-URL: /cgi-bin/HoTMail
Folders-URL: /cgi-bin/folders
Post-URL: http://www.hotmail.com

Để có danh sách các bạn bè, client có thể sử dụng lệnh:

LST 9 RL

Nhận được lệnh này, server sẽ gửi cho client danh sách các “bạn bè”, ví dụ:

LST 9 RL 69 1 19 venky_dude@hotmail.com venkat
LST 9 RL 69 2 19 puxxxxx@hotmail.com PUJA
LST 9 RL 69 3 19 vancxxxx@hotmail.com ramachandran
LST 9 RL 69 4 19 moxxxxx@hotmail.com chandramouli
LST 9 RL 69 5 19 v_n_xxxxx@hotmail.com Narayanaswamy
LST 9 RL 69 6 19 dexxxxxx@hotmail.com Venkatesh
LST 9 RL 69 7 19 lousydxxxxx@hotmail.com DVK
LST 9 RL 69 8 19 hexxxxxr@hotmail.com Hetchar%20Ramachandran
LST 9 RL 69 9 19 ambxxxxx@hotmail.com Aiyer
LST 9 RL 69 10 19 suxxx@hotmail.com Ganesh
LST 9 RL 69 11 19 deexxxxx@hotmail.com Deepak
LST 9 RL 69 12 19 anilxxxxx@hotmail.com anil
LST 9 RL 69 13 19 dixxxxx@hotmail.com <Diamond>
LST 9 RL 69 14 19 nvxxxxx@hotmail.com giri
LST 9 RL 69 15 19 shxxx@hotmail.com Hari
LST 9 RL 69 16 19 radhikashuxxxxx@hotmail.com radhika
LST 9 RL 69 17 19 eskaxxxxx@hotmail.com kannan
LST 9 RL 69 18 19 shaxxxxx@hotmail.com Shankar
LST 9 RL 69 19 19 puneetagarxxxx@hotmail.com puneet

Cứ mỗi khi có một người bạn chuyển sang trạng thái trực tuyến, NS sẽ gửi thông điệp kiểu sau cho client:

NLN 10 NLN deaxxxx@hotmail.com Venkatesh

Khi một người bạn thoát khỏi mạng (không trực tuyến), NS gửi thông điệp kiểu sau:

FLN 10 FLN deaxxxx@hotmail.com

Như vậy, người sử dụng đã đăng nhập thành công vào mạng MSN, sau đó người sử dụng có thể gửi và nhận các tin nhắn.

NSD chỉ có thể tham gia hội thoại trong hai trường hợp sau: NSD khởi tạo cuộc hội thoại với ai đó hoặc ai đó khởi tạo cuộc hội thoại với NSD.

NSD khởi tạo cuộc hội thoại

Tất cả các cuộc hội thoại đều diễn ra qua SS. Client gửi lệnh sau yêu cầu địa chỉ IP của Switchboard server.

XFR 9 SB

NS gửi thông điệp trả lời chứa địa chỉ IP, cổng của SS cùng với mã CKI. CKI là phương pháp bảo mật mà client phải sử dụng khi liên lạc với SS.

XFR 9 SB 64.4.13.88:1863 CKI 989487642.2070896604

Kế tiếp Client sẽ tạo ra một kết nối mới tới SS có địa chỉ vừa nhận được (64.4.13.88). Chú ý rằng client vẫn duy trì kết nối tới NS, kết nối này chỉ được đóng khi NSD thoát khỏi hệ thống. Sau khi kết nối thành công, chúng ta gửi lệnh sau cho SS:

USR 1 venky_dude@hotmail.com 989487642.2070896604

Nếu CKI đúng, SS sẽ gửi cho chúng ta lệnh tương tự sau:

USR 1 OK venky_dude@hotmail.com venkat

Sau đó, NSD có thể “gọi” bạn bè để tham gia hội thoại thông qua lệnh sau

CAL 2 deadxxx@hotmail.com

Thông điệp trả lời từ Server sẽ định danh phiên hội thoại (session id). Định danh này sẽ được chuyển tiếp cho NSD sẽ tham gia hội thoại.

CAL 2 RINGING 11717653

Khi NSD khác trả lời thông điệp và sẵn sàng hội thoại, SS gửi lệnh sau cho client:

JOI deadlee@hotmail.com Venkatesh

Lệnh này chứng tỏ NSD khác đã tham gia hội thoại và sẵn sàng gửi/nhận các tin nhắn.

NSD nhận yêu cầu hội thoại từ NSD khác

Khi NSD 1 được NSD 2 mời “hội thoại” thì NS của NSD 1 gửi thông điệp sau cho client của NSD 1:

RNG 11742066 64.4.13.74:1863 CKI 989495494.750408580
deaxxxx@hotmail.com Venkatesh

Thông điệp này chứa session id, địa chỉ IP và cổng của SwitchBoard, mã hash CKI và tên người dùng khởi tạo cuộc nói chuyện.

NSD kết nối đến SS và gửi lệnh sau:

ANS 1 venky_dude@hotmail.com 989495494.750408580 11742066

Ở đây, NSD gửi tên đăng nhập, mã CKI và session ID mà server đã gửi Server trả lời:

IRO 1 1 1 deaxxxx@hotmail.com Venkatesh

ANS 1 OK

Bây giờ hai bên có thể tiến hành hội thoại với nhau. Trước khi nhận gửi thông điệp, chúng ta sẽ xem cách thức client xây dựng thông điệp như thế nào.

Tiêu đề thông điệp có khuôn dạng sau:

IME-Version: 1.0

Content-Type: text/plain; charset=UTF-8

X-MMS-IM-Format: FN=Microsoft%20Sans%20Serif; EF=; CO=0; CS=0; PF=22

Khuôn dạng thông điệp được gửi đi:

MSG 2 N 137

MIME-Version: 1.0

Content-Type: text/plain; charset=UTF-8

X-MMS-IM-Format: FN=Microsoft%20Sans%20Serif; EF=; CO=0; CS=0; PF=22

Hello

2 là “trial id”, giá trị này được tự động tăng lên 1 sau mỗi thông điệp gửi đi, 137 là độ dài toàn bộ thông điệp Thông điệp trả lời có khuôn dạng tương tự:

MSG deaxxx@hotmail.com Venkatesh 137

MIME-Version: 1.0

Content-Type: text/plain; charset=UTF-8

X-MMS-IM-Format: FN=Microsoft%20Sans%20Serif; EF=; CO=0; CS=0; PF=22

Hello

2.6.3 Kiến trúc chia sẻ file ngang hàng Gnutella

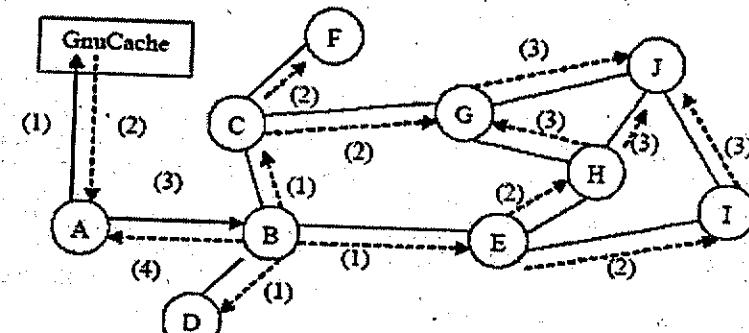
Gnutella lúc đầu được phát triển tại AOL, sau đó tách ra và được nhiều người phát triển. Hiện tại có khá nhiều hệ thống kế thừa kiến trúc này, chẳng hạn LimeWire, BearShear, Gnuclues, XoloX, và Shareaza.

Kiến trúc Gnutella

Gnutella không có một server chỉ mục trung tâm như Napster. Mạng Gnutella gồm các nút ngang hàng nhau (peer), có thể đôi một kết nối trực tiếp với nhau. Các nút này còn được gọi là servant, vì vừa đóng vai trò client (khi yêu cầu nút khác) lẫn server (khi đáp ứng yêu cầu từ nút khác). Các nút có bản ghi thông tin chỉ mục về toàn bộ (hoặc một phần) hệ thống.

Muốn gia nhập mạng Gnutella, nút phải xác định được địa chỉ một nút đã nằm trong mạng Gnutella. Điều này có thể thực hiện bằng cách sử dụng GnuCache – lưu giữ địa chỉ một số nút luôn kết nối vào mạng Gnutella. Sau đó, nút muốn gia nhập gửi thông điệp **GNUTELLA CONNECT** tới các nút đã nằm trong mạng Gnutella. Nếu chấp nhận, nút nhận được

thông điệp yêu cầu sẽ gửi thông điệp **GNUTELLA OK** (nếu không chấp nhận có thể gửi thông điệp bất kỳ, có khá nhiều lý do từ chối kết nối, chẳng hạn do quá tải kết nối). Sau khi kết nối vào mạng, nút gửi các thông điệp “ping” tới các “hàng xóm” để tìm kiếm thêm các nút khác. Do bản chất động của mạng (các nút có thể thoát khỏi mạng bất kỳ lúc nào) nên một nút thường giữ kết nối với nhiều nút khác (để tránh trường hợp nếu kết nối với một nút duy nhất, nút này thoát khỏi mạng sẽ kéo theo nút mất kết nối với mạng). Khi nhận được thông điệp “ping”, nút gửi thông điệp “pong” trả lời và thông điệp này phải đi theo đúng tuyến đường của thông điệp ping tương ứng.



Hình 2.30 Ví dụ về mạng Gnutella

Thông điệp này chứa thông tin chi tiết của nút, chẳng hạn địa chỉ IP, hiệu port, số lượng file và khối lượng (tính theo byte) được chia sẻ. Mạng Gnutella không có server chỉ mục trung tâm mà mỗi nút duy trì chỉ mục của mình. Để tìm kiếm file, nút sẽ gửi truy vấn tới tất cả các nút “hàng xóm”. Khi nhận được truy vấn từ hàng xóm, nút sẽ kiểm tra dữ liệu cục bộ của mình để xem có đáp ứng được hay không. Trong trường hợp có thể đáp ứng được, nút gửi thông điệp **queryHit** cho nút đang tiến hành tìm kiếm. Nếu không đáp ứng được, nút chuyển tiếp thông điệp tới các hàng xóm của nó. Chú ý trong trường hợp nút tạo thông điệp **queryHit** nằm đằng sau firewall, nút tìm kiếm không thể tạo kết nối TCP tới được, khi đó, nút tìm kiếm phải gửi thông điệp **Put** tới nút chứa dữ liệu. Nút này sẽ tạo đường kết nối HTTP tới nút tìm kiếm. Việc truyền file được thực hiện nhờ giao thức HTTP.

Vì các nút sẽ gửi quảng bá thông điệp, nên để tránh tình trạng làm "tràn ngập" mạng, trong tiêu đề mỗi thông điệp có trường TTL (Time-to-Live), giá trị của trường này sẽ được giảm đi một tại mỗi nút. Tại nút nào mà trường này có giá trị 0, nút sẽ xóa thông điệp tương ứng. Điều này khiến một thông điệp không thể lưu chuyển mãi mãi trên mạng. Mỗi nút phải ghi nhớ định danh thông điệp và trường dữ liệu của mỗi thông điệp nhận được để tránh tình trạng gửi trùng lặp thông điệp. Kế tiếp chúng ta sẽ mô tả giao thức Gnutella.

Trong Lịch sử

Kazaa, một trong những mạng chia sẻ file "lầy lùng" nhất thế giới, vừa chấp nhận trả 100 triệu USD để dàn xếp vụ kiện bản quyền với ngành công nghiệp nhạc số và điện ảnh của Mỹ.

Theo thỏa thuận, chủ sở hữu của Kazaa - Sharman Networks sẽ trả cho 4 hãng đĩa đại là Universal Music, Sony BMG, EMI và Warner Music hơn 100 triệu USD, cùng lời cam kết sẽ "hoạt động hợp pháp". Hiệp hội Điện ảnh Hoa Kỳ cho biết Sharman sẽ tiếp tục duy trì Kazaa và triển khai thêm nhiều công nghệ mới để ngăn chặn việc phát tán trái phép các nội dung có bản quyền trên mạng. Kazaa đã phải tiến hành dàn xếp tại 2 địa điểm cùng một lúc: một là tại Úc, nơi tòa án đã ra phán quyết rằng Sharman Networks vi phạm bản quyền. Vụ kiện kia là tại California, và hai người sáng lập ra Kazaa là Niklas Zennstrom và Janus Friis đều bị buộc tội đồng phạm.

Sau khi bán lại Kazaa cho Sharman Networks vào năm 2002, Zennstrom và Friis đã cùng nhau tạo ra Skype - phần mềm gọi điện Internet thông dụng nhất hiện nay. Sau đây, họ lại tiếp tục bán Skype cho eBay với giá 2,6 tỷ USD tiền mặt và cổ phiếu.

Biểu tượng là chính

Ngành công nghiệp âm nhạc đã theo đuổi một chính sách pháp lý quyết liệt nhằm tiêu diệt nạn ăn cắp bản quyền qua mạng Internet. RIAA (Hiệp hội ghi âm Hoa Kỳ) đã đệ đơn kiện một loạt mạng chia sẻ file như Kazaa và Grokster cùng hàng chục cá nhân vi phạm. Nỗ lực của họ càng được khuyến khích khi năm ngoái, Tòa án Tối cao Hoa Kỳ tuyên bố các nhà cung cấp nội dung có quyền kiện những hãng công nghệ tiếp tay cho nạn xâm phạm bản quyền. Cùng lúc, những dịch vụ nhạc số hợp pháp như iTunes cũng ăn nên làm ra một cách bất ngờ, khiến cho người dùng ngoài "hồi nhớ" mạng P2P. Thật ra, theo giới phân tích, vụ dàn xếp chỉ mang ý nghĩa biểu tượng là chính, bởi Kazaa đã qua thời kỳ đỉnh cao của nó. "Ngày nay, hầu như rất ít người còn dùng Kazaa. Đã xuất hiện nhiều dịch vụ ưu việt hơn, nhưng đây là một chiến thắng pháp lý mang tính biểu tượng cho RIAA", chuyên gia Jonathan Arber nhận định.

Năm ngoái, doanh thu đĩa CD lậu đạt tới 4,5 tỷ USD, tức là cứ 3 đĩa CD được bán thì lại có hơn 1 chiếc là đĩa lậu. Số lượng bản nhạc bị download trái phép là 20 tỷ, tức là bình quân mỗi người trên trái đất download tới 3 bài.

Giả sử NSD A muốn kết nối tới mạng Gnutella để tìm kiếm file (Xem Hình 2.30). A gửi thông điệp truy vấn tới hàng xóm của mình – là B. Đầu tiên B kiểm tra xem có phải đây là lần đầu tiên mình nhận thông điệp này hay không. B nếu có dữ liệu cần tìm sẽ gửi thông điệp **queryHit** tới A. B giảm trường TTL trong tiêu đề thông điệp đi 1, và gửi tiếp thông điệp đến C, D và E. C, D, và E tiếp tục thực hiện các thao tác tương tự và chuyển thông điệp tới F, G, H, và I. 4 NSD này sẽ thực hiện thao tác tương tự để chuyển thông điệp tới J. Giả sử H là nút đầu tiên chuyển tiếp thông điệp tới J, khi đó các thông điệp giống như vậy do G và I chuyển cho J sẽ bị J loại bỏ (vì J đã nhận được thông điệp như thế rồi). Nay giờ, giả sử J có dữ liệu mà A cần, J sẽ gửi thông điệp **queryHit** tới A (thông điệp này đi theo đúng tuyến đường cũ nhưng theo chiều ngược lại, từ J, qua H, qua E, B rồi đến A). Sau đó A có thể kết nối trực tiếp đến J để tải dữ liệu về theo giao thức HTTP.

Khuôn dạng thông điệp của giao thức Gnutella

Các thông điệp của giao thức Gnutella được chia thành 5 kiểu: Ping, Pong, Query, QueryHit, và Push.

Ping: Được sử dụng để phát hiện các nút trên mạng. Một nút khi nhận được một thông điệp Ping có thể trả lời bằng một hoặc nhiều thông điệp Pong.

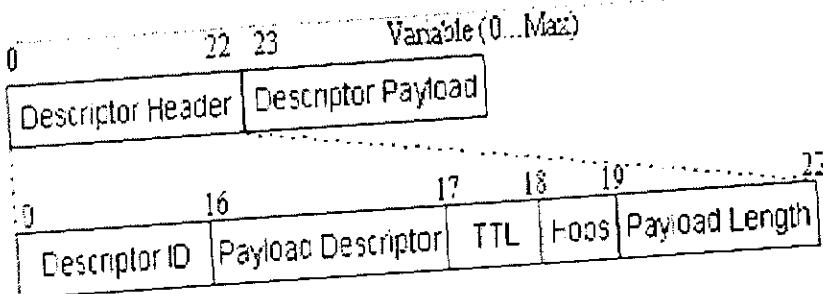
Pong. Thông điệp trả lời cho Ping. Chứa địa chỉ và các thông tin nút (chẳng hạn danh sách các file chia sẻ).

Query: Là thông điệp phục vụ mục đích tìm kiếm trên mạng. Nếu bạn được truy vấn mà có dữ liệu đáp ứng được, nút gửi thông điệp queryHit trả lời.

QueryHit. Là thông điệp trả lời thông điệp Query. Thông điệp này cung cấp các thông tin cần thiết để phía tìm kiếm có thể tải file.

Push. Được các nút đăng sau firewall sử dụng khi muốn chuyển liệu cho nút khác.

Các thông tin tiêu đề



Hình 2.31 Khuôn dạng tổng quát của thông điệp Gnutella

Hình 2.31 minh họa tiêu đề gồm 5 trường của một thông điệp Gnutella tổng quát:

- **Descriptor ID** (Định danh thông điệp) xác định duy nhất một thông điệp trên mạng.
- **Payload Descriptor** (Dữ liệu) Xác định kiểu thông điệp (0x00 cho Ping, 0x01 cho Pong, 0x40 cho Push, 0x80 cho Query, and 0x81 cho QueryHit).
- **TTL** Số chặng mà thông điệp có thể lan tỏa trên mạng.
- **Hops**: Số chặng mà thông điệp đã đi qua (tổng của giá trị này với giá trị TTL là giá trị TTL khởi đầu).
- **Payload Length**: Độ dài của trường dữ liệu.

Mô tả trường dữ liệu

Có năm kiểu trường dữ liệu khác nhau (ứng với 5 kiểu thông điệp).

1. Ping

Thông điệp Ping không có trường dữ liệu.

2. Pong



Hình 2.32 Khuôn dạng thông điệp PONG

Dữ liệu trong thông điệp Pong có bốn phần (Hình 2.32). Thông điệp Pong được gửi để trả lời thông điệp Ping. Một thông điệp Ping có thể có nhiều thông điệp Pong trả lời.

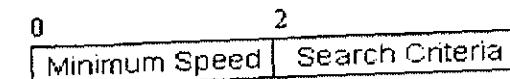
Port: số hiệu cổng host chấp nhận kết nối.

IP Address: địa chỉ IP của nút.

#Files Shared: Số lượng file mà host chia sẻ.

#Kilobytes Shared: Số lượng KB host đã chia sẻ.

3. Query

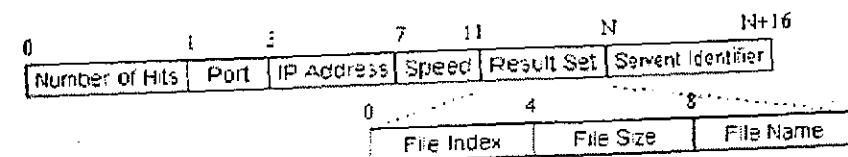


Hình 2.33 Khuôn dạng thông điệp Query

Là thông điệp truy vấn, gồm hai phần: Minimum Speed và Search Criteria.

Minimum Speed: Tốc độ cực tiêu (đơn vị KB/s) mà nút có thể đáp ứng với thông điệp.

Search Criteria: Tiêu chí tìm kiếm, độ dài của trường này bị giới hạn bởi giá trị trường Payload Length trong tiêu đề thông điệp.



Hình 2.34 Khuôn dạng thông điệp QueryHit

4. Thông điệp QueryHit trả lời cho thông điệp Query. Thông điệp này được nút có thể đáp ứng yêu cầu gửi cho nút có yêu cầu. Định danh thông điệp trong tiêu đề thông điệp QueryHit trùng với định danh thông điệp của thông điệp Query tương ứng. Điều này cho phép nút nhận có thể xác định kết quả trả lời ứng với câu hỏi truy vấn nào.

Number of Hits: Số lượng các câu trả lời trong Result Set.

Port: Số hiệu cổng mà nút có thể chấp nhận các kết nối.

IP Address: địa chỉ IP của nút tương ứng

Speed: tốc độ (KB/s) của nút.

Result Set: Tập hợp các kết quả thỏa mãn câu truy vấn. Tập hợp này bao gồm các bản ghi liên tục nhau, mỗi bản ghi gồm tên file, kích thước file và đường dẫn đến file.

Servent Identifier: là chuỗi 16-byte xác định nút duy nhất trên mạng.

5. Push (0x40)

0	16	20	24	25
Servent Identifier	File Index	IP Address	Port	

Hình 2.35 Khuôn dạng thông điệp PUSH

Thông điệp Push được sử dụng bởi nút yêu cầu để nghị nút có dữ liệu nhưng ở phía sau firewall khởi tạo kết nối trước.

Servent Identifier: chuỗi 16-byte xác định nút được đề nghị chuyển file có đường dẫn đặt ở File_Index. Định danh này phải giống với định danh trong thông điệp QueryHit tương ứng.

File Index: xác định file được đề nghị gửi.

Port: Số hiệu cổng mà nút có thể chấp nhận các kết nối.

IP Address: địa chỉ IP của nút tương ứng.

2.7 LẬP TRÌNH SOCKET

Phần này giới thiệu quá trình phát triển ứng dụng mạng. Trong các phần trước, chúng ta đã biết phần lớn các ứng dụng mạng gồm hai phía: Client và Server. Hai phía trao đổi với nhau bằng cách gửi và nhận các thông điệp qua Socket. Phần này sẽ giới thiệu các bước chính trong quá trình

phát triển các ứng dụng mạng. Sau đó chúng ta sẽ giới thiệu một chương trình Web server rất đơn giản.

2.7.1 Các hàm thao tác trên Socket

Đầu tiên, chương trình phía server phải chạy và lắng nghe trên một cổng nào đó để đợi phía client kết nối tới. Nếu mọi việc diễn ra bình thường (kết nối thành công), cả hai phía đều có hai thẻ hiện của lớp Socket và dữ liệu sẽ được truyền qua hai socket này.

Để mở socket MyClient, phía client sẽ thực hiện khai báo và sau đó sử dụng phương thức tạo mới Socket như sau:

```
Socket MyClient;  
try {  
    MyClient = new Socket("Machine name", PortNumber);  
}  
catch (IOException e) {  
    System.out.println(e);  
}
```

Trong đó Machine name là tên (hoặc địa chỉ IP) của máy tính server, và PortNumber là số hiệu cổng mà tiến trình server đang chạy “lắng nghe” (đợi kết nối từ client). Chú ý các port từ 0-1023 được sử dụng cho các ứng dụng đặc biệt (HTTP, FTP, SMTP) nên bạn hãy lựa chọn cổng có số hiệu lớn hơn 1023.

Phía server sẽ mở socket bằng cách sau:

```
ServerSocket MyService;  
try {  
    MyServerice = new ServerSocket(PortNumber);  
}  
catch (IOException e) {  
    System.out.println(e);  
}
```

Phía server cần phải khởi tạo đối tượng của lớp ServerSocket với mục đích lắng nghe và chấp nhận kết nối đến từ client.

```
Socket clientSocket = null;
```

```

try {
    serviceSocket = MyService.accept();
}
catch (IOException e) {
    System.out.println(e);
}

```

Tạo đối tượng Input Stream ở phía client

Phía client phải sử dụng lớp DataInputStream tạo input với mục đích nhận thông điệp trả lời từ server:

```

DataInputStream input;
try {
    input = new DataInputStream(MyClient.getInputStream());
}
catch (IOException e) {
    System.out.println(e);
}

```

Lớp DataInputStream cho phép bạn đọc từng dòng văn bản hoặc các đối tượng thuộc kiểu cơ bản trong ngôn ngữ lập trình Java (chẳng hạn read, readChar, readInt, readDouble, và readLine).

Ở phía server, cũng sử dụng lớp DataInputStream để nhận thông điệp từ client:

```

DataInputStream input;
try {
    input = new DataInputStream(serviceSocket.getInputStream());
}
catch (IOException e) {
    System.out.println(e);
}

```

Tạo output stream

Phía client có thể sử dụng lớp PrintStream hoặc DataOutputStream của java.io để gửi thông điệp cho server.

```

PrintStream output;
try {
    output = new PrintStream(MyClient.getOutputStream());
}

```

```

}
catch (IOException e) {
    System.out.println(e);
}

```

Lớp PrintStream có phương thức để hiển thị các kiểu dữ liệu cơ bản của Java dưới dạng văn bản (Chẳng hạn các phương thức Write hoặc Println), còn lớp DataOutputStream có thể được sử dụng như sau:

```

DataOutputStream output;
try {
    output = new DataOutputStream(MyClient.getOutputStream());
}
catch (IOException e) {
    System.out.println(e);
}

```

Lớp DataOutputStream cũng cho phép viết các kiểu dữ liệu cơ bản trong Java (ví dụ phương thức writeBytes).

Lớp PrintStream được phía server sử dụng để gửi thông điệp cho client.

```

PrintStream output;
try {
    output = new PrintStream(serviceSocket.getOutputStream());
}
catch (IOException e) {
    System.out.println(e);
}

```

Đóng kết nối

Phải đóng output và input stream trước khi đóng socket.

Ở phía client:

```

try {
    output.close();
    input.close();
    MyClient.close();
}
catch (IOException e) {
    System.out.println(e);
}

```

```
}
```

Ở phía server:

```
try {
    output.close();
    input.close();
    serviceSocket.close();
    MyService.close();
}
catch (IOException e) {
    System.out.println(e);
}
```

2.7.2 Ví dụ một chương trình client/server đơn giản

Ví dụ đơn giản này minh họa một ứng dụng server/client đơn giản. Client sẽ gửi cho Server một chuỗi, Server sẽ gửi phản hồi chuỗi này cho Client. Trong ví dụ này sử dụng địa chỉ máy tính là **localhost** (ứng với địa chỉ IP **127.0.0.1**), khi đó cả server và client chạy trên cùng một máy tính.

Đây là mã nguồn của Server.java:

```
import java.lang.*;
import java.io.*;
import java.net.*;
class Server {
    public static void main(String args[]) {
        String data = "Toobie ornaught toobie";
        try {
            ServerSocket srvr = new ServerSocket(1234);
            Socket skt = srvr.accept();
            System.out.print("Server has connected!\n");
            PrintWriter out =
                new PrintWriter(skt.getOutputStream(),true);
            System.out.print("Sending string: " + data +
                "\n");
            out.print(data);
            out.close();
        }
    }
}
```

```
skt.close();
srvr.close();
}
catch(Exception e) {
    System.out.print("Whoops! It didn't
work!\n");
}
}
```

Khối chương trình chính nằm trong khối `try{}`. Đối tượng **ServerSocket** được khởi tạo để lắng nghe cổng 1234. Sau khi khởi tạo, đối tượng **Socket** sử dụng phương thức `accept()` của lớp **ServerSocket** để đợi client kết nối đến. Phương thức này trả lại một đối tượng của lớp **Socket** (`skt`) – đối tượng này đóng vai trò “đầu mút” truyền thông ở phía server. `skt.getOutputStream()` trả lại output stream qua đó server có thể gửi thông điệp tới client, và `skt.getInputStream()` trả lại input stream qua đó server có thể nhận thông điệp từ client. Ví dụ này tạo ra đối tượng **PrintWriter** sử dụng output stream để đơn giản hóa việc kết xuất và gửi dữ liệu (đặt trong biến `data`) tới client (`out.print(data)`).

Đây là mã chương trình **Client.java**:

```
import java.lang.*;
import java.io.*;
import java.net.*;
class Client {
    public static void main(String args[]) {
        try {
            Socket skt = new Socket("localhost", 1234);
            BufferedReader in = new BufferedReader(new
InputStreamReader(skt.getInputStream()));
            System.out.print("Received string: ");
            while (!in.ready()) {}
            System.out.println(in.readLine());
            System.out.print("\n");
            in.close();
        }
        catch(Exception e) {
            System.out.print("Whoops! It didn't work!\n");
        }
    }
}
```

Chúng ta thấy khôi chương trình chính của client cũng nằm trong khôi `try{}`. Một đối tượng của lớp `Socket` được tạo ra để kết nối tới server. Ở đây, client sẽ kết nối tới server có địa chỉ `localhost` ở cổng 1234 – cổng mà server đang lắng nghe. Sau khi được tạo ra, socket cũng hoạt động tương tự như đối tượng lớp `ServerSocket` trong file `Server.java`. Tiếp theo, input stream được tạo ra và là dữ liệu để khởi tạo một đối tượng thuộc lớp `BufferedReader`. Dữ liệu được đọc từ lớp này và hiển thị lên màn hình.

2.7.3 Web server đơn giản

Trong phần này chúng ta sẽ phân tích và phát triển ứng dụng Web server rất đơn giản. Chương trình của chúng ta khi thực thi sẽ đợi yêu cầu từ trình duyệt và nếu có đối tượng được yêu cầu sẽ gửi đối tượng cho trình duyệt. Đối với ứng dụng Web, trình duyệt (client) luôn là phía thiết lập kết nối trước và sau đó gửi yêu cầu HTTP. Phía server không có nhiệm vụ kết nối với client, tuy nhiên cả hai phía đều có khả năng đóng kết nối. Chẳng hạn, khi NSD nhấn nút Stop trên trình duyệt thì có thể khiến trình duyệt kết thúc việc tải file về và sau đó đóng kết nối TCP lại.

HTTP Request

Như chúng ta đã nói trong phần 2.2, yêu cầu HTTP có ba thành phần chính

- Phương thức / Phiên bản giao thức
- Tiêu đề của thông điệp yêu cầu
- Thân yêu cầu

Mỗi yêu cầu HTTP có thể sử dụng một trong các phương thức sau: GET, POST, HEAD, OPTIONS, PUT, DELETE, TRACE, trong đó GET và POST là thông dụng nhất. Sau phần phương thức là URL – địa chỉ của tài nguyên, địa chỉ này thường là địa chỉ tương đối so với thư mục root của Web server. Phần tiêu đề thường chứa các thông tin về môi trường của trình duyệt (tên, phiên bản trình duyệt; hệ điều hành của máy client...). Các tiêu đề cách nhau bằng ký tự xuống dòng (CR-LF).

HTTP Response

Thông điệp trả lời của HTTP gồm 3 phần sau

- Trạng thái giao thức / Mô tả trạng thái
- Tiêu đề của thông điệp
- Thân thông điệp

Ứng dụng Web server trình bày ở đây gồm ba lớp chính:

- `HttpServer`
- `Request`
- `Response`

Chương trình chính được cài đặt trong lớp `HttpServer`. Phương thức `main()` của lớp này sẽ tạo ra một đối tượng `HttpServer` và sau đó gọi phương thức `await` để đợi một yêu cầu từ client (trên một cổng nào đó), xử lý yêu cầu và sau đó gửi kết quả cho client. Đối tượng `HttpServer` sẽ đợi cho đến khi nhận được lệnh `Shutdown`.

Web server này rất đơn giản, chỉ gửi các đối tượng tĩnh (các file HTML, file ảnh). Nó không chấp nhận tiêu đề (chẳng hạn ngày tháng, cookie) từ trình duyệt.

Lớp HttpServer

Lớp `HttpServer` biểu diễn đối tượng Web server và có thể phục vụ các yêu cầu đối tượng tĩnh là các file nằm trong thư mục được xác định bởi biến tĩnh `WEB_ROOT` và các thư mục con của thư mục này. `WEB_ROOT` được khởi tạo như sau:

```
public static final String WEB_ROOT =  
    System.getProperty("user.dir") + File.separator + "Webroot";
```

Để yêu cầu đối tượng tĩnh, đánh địa chỉ kiểu như sau trong thanh địa chỉ của trình duyệt:

`http://machineName:port/staticResource`

Nếu yêu cầu này được gửi từ một máy tính khác máy tính chạy chương trình Web server, thì `machineName` là địa chỉ IP của máy tính chạy Web server; còn nếu hai chương trình chạy trên cùng một máy tính thì `machineName` có thể là `localhost` hoặc `127.0.0.1`. Port là `8080` và

`staticResource` là tên file được yêu cầu (file này phải nằm trong thư mục `WEB_ROOT`).

Ví dụ, nếu hai chương trình chạy trên cùng một máy tính và trình duyệt muốn yêu cầu file `index.html` nằm trong thư mục `WEB_ROOT` thì gõ địa chỉ sau:

`http://localhost:8080/index.html`

Để ngừng hoạt động của server, có thể từ trình duyệt gửi lệnh `SHUTDOWN` cho server

`http://localhost:8080/SHUTDOWN`

Lệnh `SHUTDOWN` được cài đặt bằng một biến tĩnh bên trong lớp `HttpServer`:

```
private static final String SHUTDOWN_COMMAND = "/SHUTDOWN";
```

Chúng ta xét phương thức `await` sau đây:

```
public void await() {
    ServerSocket serverSocket = null;
    int port = 8080;
    try {
        serverSocket = new ServerSocket(port, 1,
            InetAddress.getByName("127.0.0.1"));
    } catch (IOException e) {
        e.printStackTrace();
        System.exit(1);
    }
    // Vòng lặp, được sử dụng để đợi kết nối từ server.
    while (!shutdown) {
        Socket socket = null;
        InputStream input = null;
        OutputStream output = null;
        try {
            socket = serverSocket.accept();
            input = socket.getInputStream();
            output = socket.getOutputStream();
            // Tạo và sau đó phân tích đối tượng Request
            Request request = new Request(input);
            request.parse();
        } catch (Exception e) {
            e.printStackTrace();
        }
    }
}
```

```
Response(response);
response.setRequest(request);
response.sendStaticResource();
// Đóng kết nối
socket.close();
// Kiểm tra xem yêu cầu đến từ client có là
// lệnh shutdown hay không
if (request.getUri().equals(SHUTDOWN_COMMAND)) {
    catch (Exception e) {
        e.printStackTrace();
        continue;
    }
}
```

Phương thức `await` bắt đầu bằng cách tạo một đối tượng thuộc lớp `ServerSocket` và đặt nó trong vòng lặp `while`.

```
serverSocket= new ServerSocket(port, 1, InetAddress.getByName("127.0.0.1"));

đợi kết nối
while (!shutdown) {
```

Đoạn mã bên trong vòng lặp `while` bắt đầu bằng phương thức `accept` của lớp `ServerSocket`, trả lại kết quả là yêu cầu HTTP nhận được port 8080:

```
socket = serverSocket.accept();
```

Khi nhận được yêu cầu, phương thức `await` tạo ra đối tượng `io.InputStream` và `java.io.OutputStream` từ đối tượng `Socket` i.

```
input = socket.getInputStream();
output = socket.getOutputStream();
```

Phương thức `await` cũng tạo ra đối tượng `Request` và gọi phương thức `parse` để phân tích yêu cầu HTTP.

```
Request request = new Request(input);
request.parse();
```

Kế tiếp, tạo ra đối tượng `Response` và khởi tạo cho đối tượng này nhờ đối tượng `Request` và sau đó sử dụng phương thức `sendStaticResource` để gửi đối tượng.

```
Response response = new Response(output);
response.setRequest(request);
response.sendStaticResource();
```

Cuối cùng, đóng Socket và sử dụng phương thức `getUri` của lớp `Request` để kiểm tra xem yêu cầu có phải là lệnh kết thúc `SHUTDOWN` hay không.

```
// Đóng socket
socket.close();
// Kiểm tra có phải là lệnh SHUTDOWN không
shutdown = request.getUri().equals(SHUTDOWN_COMMAND);
```

Phân tích lớp Request

Lớp `Request` thực hiện việc biểu diễn và xử lý yêu cầu HTTP. Đối tượng của lớp này được khởi tạo từ đối tượng của lớp `Socket` để thực hiện việc truyền thông với Client.

Lớp `Request` có hai phương thức chính: `parse` và `getUri`. Phương thức `parse` phân tích dữ liệu thô trong yêu cầu HTTP. Nó sử dụng phương thức `parseUri` để lấy ra URL. Phương thức `parseUri` đặt giá trị URL vào biến `uri`. Phương thức `getUri` trả lại URL của thông điệp yêu cầu HTTP.

Chú ý rằng thông điệp HTTP yêu cầu gồm ba phần: dòng yêu cầu, các tiêu đề và thân thông điệp. Tuy nhiên trong ví dụ này, chúng ta chỉ quan tâm đến dòng yêu cầu (dòng này gồm ba phần: từ khóa là tên phương thức yêu cầu, tên đối tượng và cuối cùng là phiên bản giao thức HTTP; các phần cách nhau bằng dấu cách). Ví dụ

GET /index.html HTTP/1.1

là yêu cầu file `index.html` bằng phương thức GET.

Phương thức `parse` đọc toàn bộ luồng byte từ socket `InputStream`, sau đó chuyển cho đối tượng và sau đó lưu giữ luồng byte này trong một bộ đệm. Bộ đệm này sau đó được dùng để khởi tạo cho đối tượng `request` của

lớp `StringBuffer`. Đối tượng này sau đó được chuyển sang kiểu `String` để phương thức `parseUri` có thể phân tích.

```
public void parse() {
    // Đọc các ký tự từ socket
    StringBuffer request = new StringBuffer(2048);
    int i;
    byte[] buffer = new byte[2048];
    try {
        i = input.read(buffer);
    }
    catch (IOException e) {
        e.printStackTrace();
        i = -1;
    }
    for (int j=0; j<i; j++) {
        request.append((char) buffer[j]);
    }
    System.out.print(request.toString());
    uri = parseUri(request.toString());
```

Sau đó phương thức `parseUri` sẽ lấy địa chỉ URL từ dòng yêu cầu bằng cách trích chuỗi nằm giữa hai dấu cách đầu tiên.

```
private String parseUri(String requestString) {
    int index1, index2;
    index1 = requestString.indexOf(' ');
    if (index1 != -1) {
        index2 = requestString.indexOf(' ', index1 + 1);
        if (index2 > index1)
            return requestString.substring(index1 + 1,
                index2);
    }
    return null;
```

Phân tích lớp Response

Lớp `Response` biểu diễn thông điệp HTTP trả lời, có thể sử dụng đối tượng thuộc lớp `OutputStream` để khởi tạo như sau:

```
public Response(OutputStream output) {
    this.output = output;
```

Đối tượng Response sẽ được lớp HttpServer khởi tạo bằng việc gán đối tượng OutputStream được tạo ra từ socket.

Lớp Response có hai phương thức: setRequest và sendStaticResource. Phương thức setRequest sẽ gán đối tượng Request cho đối tượng Response.

```
public void setRequest(Request request) {  
    this.request = request;  
}
```

Nhiệm vụ của phương thức sendStaticResource là gửi đối tượng tĩnh, chẳng hạn file HTML

```
public void sendStaticResource() throws IOException {  
    byte[] bytes = new byte[BUFFER_SIZE];  
    FileInputStream fis = null;  
    try {  
        File file = new File(HttpServer.WEB_ROOT,  
request.getUri());  
        if (file.exists()) {  
            fis = new FileInputStream(file);  
            int ch = fis.read(bytes, 0, BUFFER_SIZE);  
            while (ch != -1) {  
                output.write(bytes, 0, ch);  
                ch = fis.read(bytes, 0, BUFFER_SIZE);  
            }  
        }  
        else { Không tìm thấy file  
            String errorMessage = "HTTP/1.1 404 File  
Not Found\r\n" + "Content-Type:  
text/html\r\n" +  
"Content-Length: 23\r\n" + "\r\n" +  
"<h1>File Not Found</h1>";  
            output.write(errorMessage.getBytes());  
        }  
    } catch (Exception e) {  
        System.out.println(e.toString());  
    } finally {  
        if (fis != null)  
            fis.close();  
    }  
}
```

Phương thức sendStaticResource rất đơn giản, sử dụng tham số là đường dẫn đầy đủ của thư mục gốc (WEB_ROOT) và tên file yêu cầu khởi tạo đối tượng file thuộc lớp java.io.File.

```
File file = new File(HttpServer.WEB_ROOT, request.getUri());
```

Đầu tiên sẽ kiểm tra xem file như vậy có tồn tại không. Nếu tồn tại, phương thức sendStaticResource sẽ tạo ra một đối tượng thuộc lớp java.io.FileInputStream từ đối tượng File. Kế tiếp sẽ sử dụng phương thức read của lớp FileInputStream để ghi luồng byte lên OutputStream. Nội dung của đối tượng tĩnh được gửi cho trình duyệt dưới dạng dữ liệu thô.

```
If (file.exists()) {  
    fis = new FileInputStream(file);  
    int ch = fis.read(bytes, 0, BUFFER_SIZE);  
    while (ch != -1) {  
        output.write(bytes, 0, ch);  
        ch = fis.read(bytes, 0, BUFFER_SIZE);  
    }  
}
```

Nếu file không tồn tại, phương thức sendStaticResource gửi thông báo lỗi cho trình duyệt

```
String errorMessage = "HTTP/1.1 404 File Not Found\r\n" +  
"Content-Type: text/html\r\n" +  
"Content-Length: 23\r\n" +  
"\r\n" +  
<h1>File Not Found</h1>;  
output.write(errorMessage.getBytes());
```

Chương 3

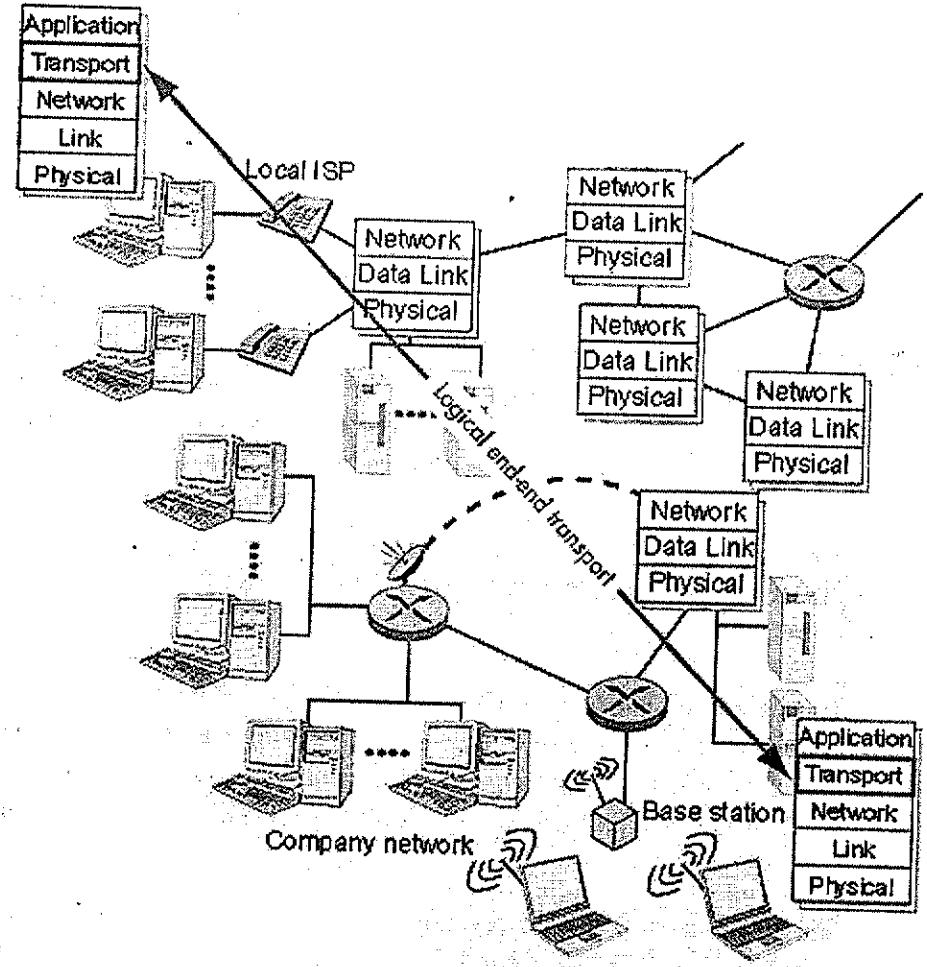
TẦNG GIAO VẬN

3.1 DỊCH VỤ VÀ NGUYÊN TẮC CỦA TẦNG GIAO VẬN

Nằm giữa tầng ứng dụng và tầng mạng, tầng giao vận là tầng trung tâm trong kiến trúc phân tầng với nhiệm vụ cung cấp dịch vụ truyền thông giữa các tiến trình ứng dụng chạy trên các máy tính khác nhau. Chương này nghiên cứu tất cả dịch vụ của tầng giao vận cũng như các nguyên tắc cơ bản thực hiện điều này theo nhiều cách tiếp cận khác nhau. Chúng ta sẽ xem cách thức dịch vụ này được cài đặt trong các giao thức. Tầng giao vận của Internet có hai giao thức quan trọng là TCP và UDP.

Hai chương trước đã nói về vai trò và những dịch vụ mà tầng giao vận cung cấp, vậy cho đến bây giờ, chúng ta đã biết gì về tầng giao vận?

Giao thức tầng giao vận cung cấp một kênh truyền logic (ảo) giữa các tiến trình ứng dụng chạy trên máy tính khác nhau. Gọi là logic vì không tồn tại một đường truyền vật lý thực sự giữa hai tiến trình. Các tiến trình ứng dụng sẽ sử dụng đường truyền ảo này để trao đổi thông điệp mà không phải bận tâm về cơ sở hạ tầng của môi trường vật lý thực sự. Hình 3.1 minh họa điều này.



Hình 3.1 Tầng giao vận cung cấp dịch vụ truyền thông logic cho các tiến trình ứng dụng

Trên Hình 3.1, tầng giao vận nằm trên các thiết bị đầu cuối chứ không phải ở các router. Router hoạt động ở tầng mạng.

Ở phía gửi, thực thể giao vận chèn thông điệp mà nó nhận được từ tiến trình ứng dụng vào các 4-PDU (là đơn vị dữ liệu của giao thức tầng giao vận – Protocol Data Unit). Công việc được thực hiện bằng cách chia thông điệp thành nhiều đoạn nhỏ, bổ sung vào đầu mỗi đoạn tiêu đề của tầng giao vận để tạo ra gói dữ liệu của tầng giao vận (4-PDU). Sau đó tầng giao vận truyền gói dữ liệu (4-PDU) xuống tầng mạng, tại đây mỗi gói này được đặt

trong gói dữ liệu của tầng mạng (3-PDU). Ở phía nhận, tầng giao vận nhận gói dữ liệu từ tầng mạng, loại bỏ phần tiêu đề của gói dữ liệu 4-PDU, ghép chúng lại thành một thông điệp hoàn chỉnh và chuyển cho tiến trình ứng dụng nhận.

Trên mạng máy tính có thể có nhiều giao thức giao vận khác nhau, cung cấp cho ứng dụng các dịch vụ với chất lượng khác nhau.

Tất cả giao thức tầng giao vận đều cung cấp dịch vụ **dồn kênh** (multiplex) và **phân kênh** (demultiplex), điều này sẽ nói cụ thể trong các phần sau. Như đã nói trong phần 2.1, ngoài dịch vụ dồn kênh/ phân kênh, tầng giao vận còn có thể cung cấp các dịch vụ khác cho tiến trình ứng dụng như truyền dữ liệu tin cậy, đảm bảo băng thông hay giới hạn độ trễ.

3.1.1 Quan hệ giữa tầng giao vận và tầng mạng

Tầng giao vận nằm ở trên tầng mạng. Nếu giao thức tầng giao vận cung cấp đường truyền logic giữa tiến trình chạy trên các máy tính khác nhau, thì giao thức tầng mạng cung cấp đường truyền giữa các máy tính. Điểm khác biệt nhỏ này tuy khó nhận biết nhưng rất quan trọng, xét ví dụ dưới đây.

Giả sử có hai nhà: một ở Hà Nội, một ở Huế trong mỗi nhà có 12 đứa trẻ là anh em họ với nhau. Hàng tuần chúng trao đổi thư cho nhau, mỗi thư được đặt trong một phong bì riêng và được dịch vụ bưu chính gửi đi theo địa chỉ ghi trên phong bì. Hàng tuần mỗi nhà sẽ nhận 144 lá thư từ nhà bên kia (bọn trẻ có thể tiết kiệm được tiền nếu chúng sử dụng email). Ở mỗi nhà có một đứa trẻ chịu trách nhiệm thu thập và phân phát thư - An trong nhà phía tây, Bình trong nhà phía đông. Mỗi tuần, An lấy thư từ bọn trẻ trong nhà mình và chuyển cho nhân viên bưu cục - người thường xuyên ghé qua nhà để lấy và chuyển thư. Khi nhận thư từ nhân viên bưu tá, An chuyển tiếp thư cho người nhận. Bình cũng sẽ thực hiện công việc tương tự.

Trong ví dụ trên, dịch vụ bưu chính cung cấp đường truyền logic giữa hai nhà - chuyển thư từ nhà này đến nhà kia, chứ không phải từ người

này đến người kia. Còn An và Bình cung cấp đường truyền logic giữa từng người trong hai nhà. Đối với lũ trẻ, An và Bình là dịch vụ chuyển thư mặc dù An và Bình chỉ là một phần (phần đầu mút) của cả hệ thống chuyển thư. Qua ví dụ này ta hiểu được quan hệ giữa tầng giao vận và tầng mạng:

Máy tính (hay thiết bị đầu cuối) = Ngôi nhà.

Tiến trình = Từng người trong ngôi nhà.

Thông điệp ứng dụng = Thư trong phong bì.

Giao thức tầng mạng = Dịch vụ bưu chính (gồm nhân viên bưu chính).

Giao thức tầng giao vận = An và Bình.

Trong ví dụ trên, An và Bình thực hiện công việc phân phát thư tại chính ngôi nhà của chúng, nhưng không thực hiện những việc như sắp xếp thư tại các bưu cục (là các trạm trung chuyển trên đường đi) hay gửi thư từ bưu cục này tới bưu cục khác. Tương tự, giao thức tầng giao vận chỉ hoạt động ở các thiết bị đầu cuối. Tại thiết bị đầu cuối, giao thức tầng giao vận truyền dữ liệu từ tiến trình ứng dụng xuống tầng mạng và ngược lại nhưng không biết thông điệp được truyền đi như thế nào trong tầng mạng. Trên hình 3.1, các router không xử lý bất kỳ thông tin tiêu đề nào mà tầng giao vận chèn vào bên cạnh thông điệp ứng dụng.

Giả sử An và Bình đi vắng, Hạnh và Phúc làm thay. Nhưng thật tiếc hai đứa trẻ này còn quá nhỏ, không làm việc được cẩn thận như An và Bình. Chúng làm mất thư. Tương tự như vậy, mạng máy tính có thể có nhiều giao thức giao vận, mỗi giao thức cung cấp các dịch vụ với chất lượng khác nhau cho chương trình ứng dụng.

Dịch vụ mà An và Bình cung cấp phụ thuộc vào dịch vụ của bưu chính. Ví dụ nếu bưu điện không đảm bảo thời gian chuyển thư giữa hai nhà - An và Bình cũng sẽ không đảm bảo được thời gian chuyển thư giữa từng người trong hai nhà. Tương tự, dịch vụ của giao thức tầng giao vận cũng sẽ phụ thuộc vào dịch vụ của tầng mạng bên dưới. Nếu giao thức tầng mạng không đảm bảo thời gian trễ hay đảm bảo về băng thông cho gói dữ liệu 4-PDU trong quá trình gửi giữa các máy tính, thì giao thức tầng giao vận cũng không thể cung cấp những dịch vụ này khi gửi thông điệp giữa các tiến trình ứng dụng.

Tuy nhiên, tầng giao vận vẫn có thể cung cấp những dịch vụ mà tầng mạng không cung cấp. Những dịch vụ như thế được nghiên cứu ngay trong chương này, ví dụ giao thức tầng giao vận cung cấp dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy cho tầng ứng dụng ngay cả khi tầng mạng không đáng tin cậy - làm mất, gửi lỗi hay gửi trùng lặp dữ liệu. Một dịch vụ khác sẽ nghiên cứu trong chương 7 (An ninh mạng) là khả năng mã hoá thông điệp của tầng giao vận để đảm bảo thông điệp không bị đọc trộm, trong khi tầng mạng không thực hiện được điều này.

3.1.2 Tổng quan về tầng giao vận trong Internet

Trong mạng Internet hay mạng TCP/IP có hai giao thức ở tầng giao vận: UDP và TCP. UDP (User Datagram Protocol) cung cấp dịch vụ truyền không tin cậy, không hướng tới và TCP (Transmission Control Protocol) cung cấp dịch vụ tin cậy, hướng tới cho ứng dụng. Người viết ứng dụng phải lựa chọn một trong hai giao thức này cho ứng dụng của mình.

Để đơn giản, trong mô hình Internet ta coi 4-PDU là một segment. Tuy vậy, nhưng trong các khuyến nghị RFC thì 4-PDU được coi là segment đối với TCP và datagram đối với UDP. Nói chung thuật ngữ datagram thường sử dụng cho PDU ở tầng mạng nhưng trong một quyển sách nhập môn như thế này, nói chung ít xảy ra nhầm lẫn khi sử dụng thuật ngữ segment cho cả TCP PDU và UDP PDU.

Trước khi tiếp tục, chúng ta nói qua về tầng mạng của Internet (Tầng mạng sẽ được nghiên cứu chi tiết trong chương 4). Giao thức của tầng mạng là IP (Internet Protocol). IP cung cấp đường truyền logic giữa các máy tính và mô hình dịch vụ của nó theo kiểu cố gắng tối đa (best effort delivery service). Nghĩa là IP cố gắng gửi các segment giữa các máy tính – hay thiết bị đầu cuối khác nhau – với hết khả năng của mình nhưng không đảm bảo điều này. Nói cụ thể hơn, IP không đảm bảo về thứ tự truyền, về tính toàn vẹn của dữ liệu trong segment. Chính vì thế người ta xem IP là dịch vụ không tin cậy. Mỗi máy tính có một địa chỉ IP xác định. Trong chương này ta chỉ cần biết mỗi máy tính cần có một địa chỉ IP xác định duy nhất.

Nhiệm vụ chính của UDP và TCP là mở rộng dịch vụ IP - truyền dữ liệu giữa hai thiết bị đầu cuối - thành dịch vụ truyền dữ liệu giữa hai tiến trình chạy trên thiết bị đầu cuối. Việc mở rộng từ truyền dữ liệu giữa các máy tính (host-to-host) đến truyền dữ liệu giữa các tiến trình (process-to-process) được gọi là quá trình dồn kênh (multiplex) và phân kênh (demultiplex). Vấn đề này sẽ nghiên cứu ở phần sau. UDP và TCP kiểm soát tính toàn vẹn (hay tính đúng đắn) của dữ liệu nhờ trường phát hiện lỗi đặt trong tiêu đề gói dữ liệu. UDP chỉ cung cấp dịch vụ phân phối dữ liệu giữa hai tiến trình và kiểm tra lỗi. Tương tự IP, UDP là dịch vụ không tin cậy, không đảm bảo dữ liệu được truyền đi một cách đúng đắn giữa các tiến trình. UDP được trình bày kỹ trong phần 3.1.

Ngoài phân kênh, dồn kênh, TCP còn cung cấp một số dịch vụ khác cho ứng dụng. Dịch vụ đầu tiên và quan trọng nhất là truyền dữ liệu tin cậy (reliable data transfer). Các cơ chế điều khiển lưu lượng, đánh số thứ tự, số thứ tự biên nhận, bộ định thời sẽ giúp TCP đảm bảo dữ liệu được truyền từ tiến trình gửi đến tiến trình nhận chính xác và đúng thứ tự. Như vậy giao thức TCP đã biến dịch vụ truyền không tin cậy giữa các thiết bị đầu cuối (IP) thành dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy giữa các tiến trình.

Giao thức cung cấp dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy và kiểm soát tắc nghẽn rất phức tạp. Các phần từ 3.4 đến 3.8 trình bày nguyên tắc chung của các dịch vụ trên và giao thức TCP. Cách tiếp cận của chương này là giới thiệu xen kẽ các nguyên lý cơ bản với giao thức TCP. Ví dụ chúng ta nói tổng quan cách thức cung cấp dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy sau đó mới nghiên cứu TCP thực hiện điều này như thế nào. Chúng ta sẽ bắt đầu bằng công việc dồn kênh/phân kênh với dữ liệu từ tầng ứng dụng.

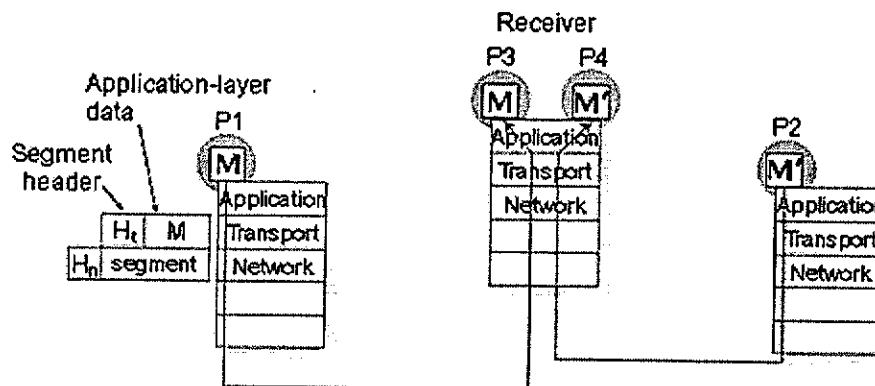
3.2 DỊCH VỤ DỒN KÊNH, PHÂN KÊNH

Phần này chúng ta sẽ nghiên cứu về công việc dồn kênh và phân kênh trong mạng. Để đơn giản, chúng ta chỉ nói đến các dịch vụ của tầng giao vận trong mô hình Internet. Tuy nhiên cần nhấn mạnh rằng - đây là dịch vụ cần thiết đối với tất cả các mô hình kết nối mạng.

Mặc dù dòn kênh/ phân kênh không phải là một trong những dịch vụ quan trọng nhất của tầng giao vận, nhưng nó cực kỳ cần thiết. Để hiểu tại sao như vậy, ta thấy rằng IP truyền dữ liệu giữa hai thiết bị đầu cuối, mỗi thiết bị có một địa chỉ IP nhất định. IP không truyền dữ liệu giữa các tiến trình ứng dụng chạy trên các máy tính. Mở rộng việc gửi - từ máy tính đến máy tính - tới từ tiến trình đến tiến trình là công việc dòn kênh và phân kênh.

Tại máy tính nhận, tầng giao vận nhận gói dữ liệu (hay còn gọi là segment) từ tầng mạng ngay phía dưới và có trách nhiệm gửi dữ liệu bên trong segment này tới tiến trình ứng dụng thích hợp trên máy tính. Giả sử lúc nào đó máy tính của bạn đang tải trang Web xuống, chạy một phiên FTP và hai phiên Telnet cùng một lúc. Như vậy bạn đang chạy 4 tiến trình ứng dụng: 2 tiến trình Telnet, 1 tiến trình FTP, và 1 tiến trình HTTP. Khi tầng giao vận trong máy tính của bạn nhận được dữ liệu từ tầng mạng chuyển lên, nó phải gửi dữ liệu trong đó tới 1 trong 4 tiến trình trên. Việc đó diễn ra như thế nào?

Mỗi segment của tầng giao vận có trường xác định tiến trình nhận dữ liệu. Tầng giao vận bên nhận sẽ sử dụng trường này để xác định rõ tiến trình nhận và gửi dữ liệu trong segment tới tiến trình đó. Công việc chuyển dữ liệu trong segment tới đúng tiến trình ứng dụng được gọi là phân kênh. Tại thiết bị gửi, tầng giao vận nhận dữ liệu từ nhiều tiến trình ứng dụng khác nhau, tạo segment chứa dữ liệu cùng với một số thông tin tiêu đề và cuối cùng chuyển segment xuống tầng mạng. Quá trình trên được gọi là dòn kênh. Hình 3.2 minh họa cả hai quá trình này.



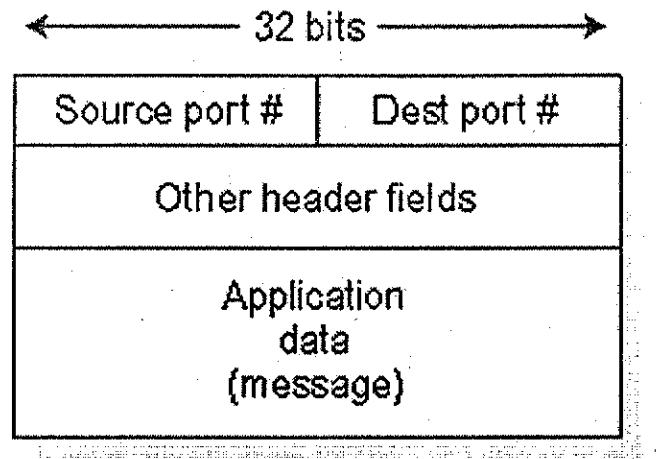
Hình 3.2 Dịch vụ dòn kênh, phân kênh

Để hiểu rõ hơn về dịch vụ dòn kênh, ta quay lại ví dụ trước. Mỗi dòn kênh được xác định qua tên. Khi Bình nhận được thư từ người đưa thư, cậu bé An thực hiện quá trình phân kênh bằng cách đọc tên trên phong bì thư để chuyển cho đúng người nhận. Còn An thực hiện quá trình dòn kênh khi thu thập thư từ mọi người và chuyển cho người đưa thư.

UDP và TCP thực hiện việc dòn kênh và phân kênh nhờ hai trường đặc biệt ở đầu segment: trường định danh cổng tiến trình gửi (source port number) và trường định danh cổng tiến trình nhận (destination port number). Hai trường này được minh họa trên Hình 3.3. Chúng xác định một tiến trình ứng dụng duy nhất chạy trên máy tính. Tất nhiên UDP và TCP còn có nhiều trường khác mà chúng ta sẽ nghiên cứu sau.

Khái niệm số hiệu cổng đã được giới thiệu qua trong chương 2. Nó là một con số 16 bit, nhận giá trị từ 0 tới 65535. Giá trị từ 0 đến 1023 là các giá trị đặc biệt và được sử dụng rất hạn chế, chỉ dành cho các ứng dụng không dùng như HTTP, FTP sử dụng. HTTP sử dụng cổng 80, FTP sử dụng cổng 21. Danh sách các cổng thông dụng có thể tham khảo trong RFC 1700. Khi xây dựng một ứng dụng mới, phải xác định số hiệu cổng cho ứng dụng này.

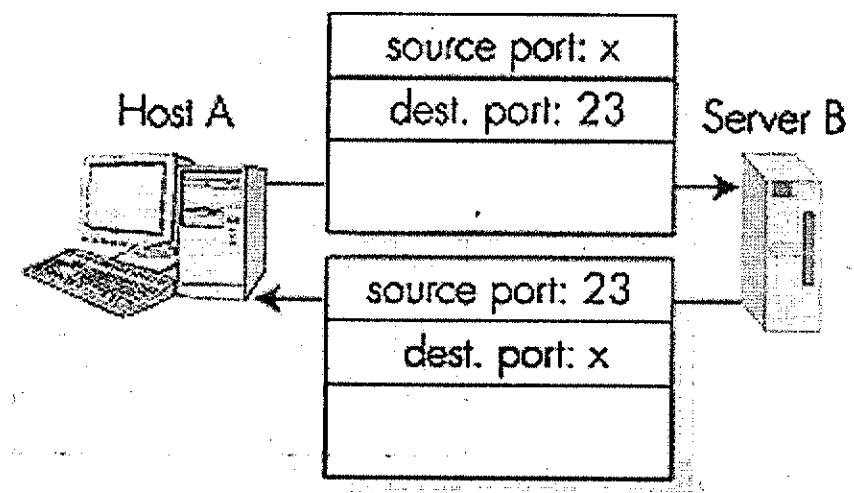
Mỗi ứng dụng chạy trên thiết bị đầu cuối có số hiệu cổng nhất định. Điều惟 vấn đề đặt ra là tại sao mỗi segment ở tầng giao vận đều có trường số hiệu cổng nguồn và đích. Một thiết bị đầu cuối có thể chạy đồng thời hai tiến trình cùng kiểu, như vậy số hiệu cổng đích chưa đủ để phân biệt các tiến trình. Giả sử Web server chạy tiến trình HTTP xử lý các thông điệp yêu cầu; khi Web server phục vụ nhiều yêu cầu cùng một lúc (điều này hết sức thông thường) thì server sẽ chạy nhiều tiến trình trên cổng 80. Để gửi dữ liệu đến tiến trình nhận, phải xác định số hiệu cổng của phía gửi (cổng nguồn).



Hình 3.3 Trường địa chỉ tiến trình gửi, tiến trình nhận trong gói dữ liệu segment

Cổng nguồn được tạo ra như thế nào? Nhận giá trị bao nhiêu? Để trả lời câu hỏi này hãy nhớ lại rằng ứng dụng mạng sử dụng kiến trúc khách hàng/ người phục vụ. Thông thường máy tính nào khởi đầu trước đóng vai trò client, máy tính kia đóng vai trò server. Xét ví dụ một tiến trình ứng dụng có số hiệu cổng là 23 (số hiệu cổng của ứng dụng Telnet server). Hãy quan sát segment ở tầng giao vận khi rời client (là máy tính chạy chương trình Telnet client) chuyển tới server. Số hiệu cổng nguồn và đích của segment này là bao nhiêu? Số hiệu cổng đích chính là số hiệu cổng tiến trình nhận - 23. Còn số hiệu cổng nguồn - ở phía client – là một giá trị chưa được sử dụng bởi tiến trình nào, được phần mềm giao vận chạy trên máy tính client xác định tự động. Giả sử phía client chọn số hiệu cổng là x thì mỗi segment được gửi tới ứng dụng Telnet có cổng nguồn là x, cổng đích là 23. Khi segment tới, server căn cứ vào số hiệu cổng để chuyển dữ liệu trong segment tới đúng tiến trình ứng dụng nhận. Cổng đích 23 xác định tiến trình Telnet, cổng nguồn x để xác định một tiến trình gửi cụ thể.

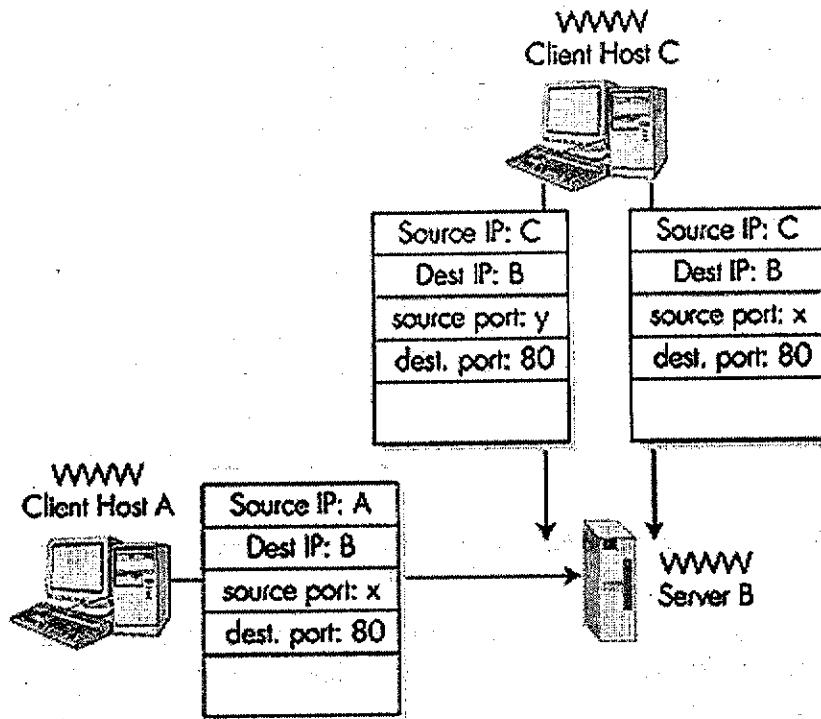
Segment truyền từ server tới client sẽ ngược lại. Cổng nguồn bây giờ sẽ là cổng của ứng dụng có giá trị 23, còn cổng đích sẽ là x (là số hiệu cổng nguồn trong segment gửi từ client tới server). Khi segment tới, client cũng sẽ căn cứ vào số hiệu cổng nguồn và đích để gửi dữ liệu trong segment tới đúng tiến trình ứng dụng. Hình 3.4 minh họa quá trình trên.



Hình 3.4 Sử dụng số hiệu cổng nguồn và cổng đích trong trình ứng dụng khách/chủ

Chuyện gì xảy ra nếu có hai client khác nhau cùng thiết lập phiên làm việc tới một server và mỗi client đều chọn cổng nguồn là x? Điều này rất dễ xảy ra với những Web server có nhiều người truy cập, phải phục vụ nhiều yêu cầu. Bên server phải phân kênh segment như thế nào khi hai phiên làm việc có cùng cặp số hiệu cổng? Khi đó server phải sử dụng địa chỉ IP trong gói dữ liệu IP (datagram) chứa segment. Trên Hình 3.5, máy C có hai phiên làm việc và máy A có một phiên làm việc HTTP tới cùng server B. Các máy A,B,C đều có địa chỉ IP phân biệt lần lượt là A, B, C. Máy C sử dụng hai cổng nguồn (x,y) khác nhau cho hai kết nối HTTP tới B. A chọn số hiệu cổng nguồn độc lập với C nên nó có thể gán cổng nguồn x cho kết nối HTTP của mình. Tuy nhiên, máy chủ B vẫn có thể thực hiện phân kênh hai segment có cặp cổng giống nhau do địa chỉ IP nguồn khác nhau. Tóm lại, bên nhận sử dụng cả ba giá trị (địa chỉ IP nguồn, số hiệu cổng nguồn, số hiệu cổng đích) để xác định tiến trình ứng dụng nhận.

Sau khi xét tầng giao vận thực hiện việc dồn kênh và phân kênh các truy cập của các ứng dụng như thế nào, chúng ta sẽ nghiên cứu một trong các giao thức giao vận của Internet - UDP. Trong phần này chúng ta sẽ thấy ngoài hai chức năng dồn kênh và phân kênh, UDP gần như không cung cấp dịch vụ nào khác.



Hình 3.5 Hai client cùng số hiệu cổng đích truyền thông với cùng một server

3.3 UDP – GIAO THỨC KHÔNG HƯỚNG NỐI

Trong phần này ta sẽ nghiên cứu cơ chế hoạt động của UDP. Đặc già cần nhớ lại khái quát về dịch vụ UDP trình bày trong phần 2.1.

Bạn sẽ làm gì nếu muốn xây dựng một giao thức giao vận cực kỳ đơn giản - một giao thức giao vận “rỗng”? Khi đó, thực thể giao vận phía gửi nhận thông điệp từ tiến trình ứng dụng và chuyển xuống tầng mạng; thực thể giao vận phía nhận chuyển thông điệp tầng mạng đưa lên tới chương trình ứng dụng tương ứng. Tầng giao vận chỉ cung cấp dịch vụ dồn kênh/phân kênh bằng cách chuyển dữ liệu đến từ tầng mạng tới đúng tiến trình ứng dụng nhận.

UDP đặc tả trong RFC 768 là giao thức giao vận cực kỳ đơn giản. Như vậy, bên cạnh chức năng dồn kênh/phân kênh, UDP có thêm cơ chế phát hiện lỗi đơn giản. Có thể nói nếu sử dụng UDP thì gần như ứng dụng làm việc trực

tiếp với tầng mạng IP. UDP lấy thông điệp từ tiến trình ứng dụng, chèn thêm một số trường tiêu đề, trong đó có hai trường địa chỉ cổng nguồn và đích cho dịch vụ dồn kênh/phân kênh để tạo nên gói dữ liệu segment. Gói segment sau khi tạo ra được chuyển xuống tầng mạng. Tầng mạng đặt segment này trong gói dữ liệu IP datagram và *cố gắng* gửi gói IP datagram tới máy tính nhận. Nếu segment tới đích, UDP sử dụng số hiệu cổng và địa chỉ IP của tiến trình nhận để truyền dữ liệu trong segment tới đúng tiến trình ứng dụng nhận. Chú ý UDP không đòi hỏi thực thể bên gửi và bên nhận phải liên kết trước khi trao đổi dữ liệu. Vì thế UDP được xem là dịch vụ **không hướng nối hay không liên kết trước** (*connectionless*).

DNS là một giao thức tầng ứng dụng chạy trên nền UDP. Khi muốn truy vấn, DNS tạo thông điệp truy vấn DNS, chuyển thông điệp tới socket. UDP bổ sung một số trường vào đầu mỗi thông điệp để tạo ra UDP segment rồi gửi segment này xuống tầng mạng. Tầng mạng sẽ đóng gói UDP segment này trong IP datagram và gửi datagram tới đích (name server). Sau đó, DNS bên gửi đợi trả lời. Nếu không nhận được câu trả lời (điều này có thể xảy ra khi các tầng dưới làm mất thông điệp yêu cầu hay thông điệp trả lời) thì DNS gửi lại yêu cầu hoặc báo cho ứng dụng biết là không nhận được câu trả lời. Các đặc tả DNS cho phép DNS chạy trên nền TCP nhưng trong thực tế DNS thường chạy trên UDP.

So với UDP, TCP có vẻ có nhiều ưu điểm hơn: TCP cung cấp dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy trong khi UDP không làm được. Tuy nhiên trên thực tế nhiều ứng dụng lại sử dụng UDP với các lý do sau đây:

Không có giai đoạn thiết lập kết nối: TCP sử dụng cơ chế “bắt” ba bước trước khi bắt đầu truyền dữ liệu thực sự. UDP không cần cơ chế này trước khi truyền dữ liệu. Vì thế UDP sẽ không phải chịu thời gian để thiết lập đường truyền. Đây chính là nguyên nhân DNS chạy trên UDP chứ không phải là TCP. DNS sẽ chạy chậm nếu sử dụng TCP. HTTP cũng dùng TCP vì các đối tượng Web cần được tải về chính xác – do đó yêu cầu một đường truyền tin cậy. Nhưng như đã trình bày trong phần 2.2, giai đoạn thiết lập đường truyền trong TCP gây nên một thời gian trễ cho ứng dụng HTTP (tình trạng “world wide wait”).

Không duy trì trạng thái kết nối: TCP ghi nhớ trạng thái kết nối của hệ thống đầu cuối. Trạng thái kết nối bao gồm vùng đệm (buffer) của bên nhận và bên gửi, các tham số kiểm soát tắc nghẽn, số tuần tự phát và số

biên nhận. Nó giúp TCP triển khai dịch vụ truyền tin tin cậy và cơ chế kiểm soát tắc nghẽn. Trong phần 3.5 ta sẽ hiểu ý nghĩa các trạng thái này. UDP không phải lưu giữ những thông tin như vậy. Do đó nếu phía server sử dụng UDP thì có khả năng phục vụ đồng thời nhiều client hơn.

Tiêu đề gói dữ liệu nhỏ: Tiêu đề của TCP segment là 20 byte trong khi UDP chỉ có 8 bytes.

Không kiểm soát tốc độ gửi. TCP có cơ chế kiểm soát tắc nghẽn, điều chỉnh tốc độ gửi khi xảy ra tắc nghẽn. Cơ chế điều chỉnh này có thể ảnh hưởng tới những ứng dụng thời gian thực – là những ứng dụng chấp nhận mất mát dữ liệu (trong phạm vi nào đó) nhưng lại đòi hỏi phải có một tốc độ truyền tối thiểu. Tốc độ truyền dữ liệu của UDP chỉ bị giới hạn bởi tốc độ sinh dữ liệu của ứng dụng, khả năng máy tính nguồn (CPU, tốc độ đồng hồ), và tốc độ truy cập mạng. Chú ý rằng bên nhận không nhất thiết phải nhận toàn bộ dữ liệu. Khi mạng bị tắc nghẽn, một phần dữ liệu có thể bị mất do tràn vùng đệm ở router. Tốc độ nhận có thể bị giới hạn do tắc nghẽn ngay cả khi tốc độ gửi không bị giới hạn.

Ứng dụng	Giao thức tầng ứng dụng	Tầng giao vận tương ứng
Thư điện tử	SMTP	TCP
Truy cập từ xa	Telnet	TCP
Web	HTTP	TCP
Truyền file	FTP	TCP
File server	NFS	thường là UDP
Đa phương tiện	Phụ thuộc vào hãng sản xuất	thường là UDP
Điện thoại qua Internet	Phụ thuộc vào hãng sản xuất	thường là UDP
Quản lý mạng	SNMP	thường là UDP
Định tuyến	RIP	thường là UDP
Tên miền	DNS	thường là UDP

Hình 3.6 Các ứng dụng thông dụng và giao thức giao vận tương ứng

Hình 3.6 liệt kê một số ứng dụng phổ biến và giao thức giao vận của chúng. Email, truy cập từ xa, Web và truyền file chạy trên nền TCP vì chúng cần đến dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy. Tuy nhiên có một số ứng dụng khác thích hợp với UDP hơn TCP. Giao thức cập nhật bảng định tuyến RIP (sẽ học trong chương 4) sử dụng UDP, bởi vì việc cập nhật được thực hiện định kỳ (thường khoảng 5 phút một lần), cho nên dù cập nhật bị mất nhưng sẽ có cập nhật mới sau một khoảng thời gian ngắn. UDP được sử dụng để gửi dữ liệu quản trị mạng (SNMP). Trong trường hợp này UDP thích hợp hơn TCP vì các tiến trình quản trị mạng thường hoạt động khi mạng có sự cố không thể truyền dữ liệu chính xác hay cơ chế kiểm soát tắc nghẽn không làm việc. DNS sử dụng UDP, do đó có thể tránh được thời gian trễ trong giai đoạn thiết lập kết nối.

Ngày nay UDP thường được các ứng dụng đa phương tiện như điện thoại Internet, hội thảo từ xa, các ứng dụng thời gian thực sử dụng. Các ứng dụng như thế có thể chấp nhận mất mát, lỗi trên một phần dữ liệu, vì thế truyền dữ liệu tin cậy không phải là tiêu chí quan trọng nhất đánh giá sự thành công của ứng dụng. Hơn nữa các ứng dụng thời gian thực không thích ứng được với cơ chế kiểm soát tắc nghẽn của TCP. Do đó chúng thường lựa chọn UDP ở tầng giao vận.

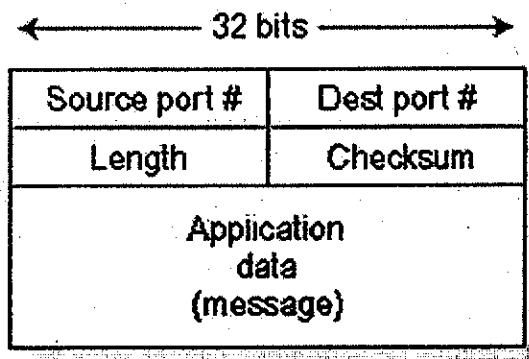
Hiện nay mặc dù đã triển khai trong thực tế, song việc các ứng dụng đa phương tiện sử dụng UDP gây ra nhiều tranh cãi. Như đã nói ở trên, UDP không kiểm soát được tắc nghẽn nên mạng rất dễ bị tắc nghẽn – khi đó chỉ rất ít thông tin được chuyển. Nếu tắt cả mọi người đều xem phim trực tuyến thì các gói tin sẽ bị tràn bộ đệm ở các router – và khi đó thì chẳng ai xem được gì cả. Thiếu cơ chế kiểm soát tắc nghẽn có thể sẽ là một vấn đề nghiêm trọng đối với UDP. Người ta đã đưa ra nhiều cơ chế đòi hỏi tất cả các thực thể - kể cả UDP - thực hiện một cơ chế kiểm soát lưu lượng thích nghi.

Trước khi trình bày về cấu trúc UDP, cần chú ý rằng tuy sử dụng UDP nhưng ứng dụng vẫn có thể có một đường truyền tin cậy. Điều này được thực hiện bằng cách đảm bảo tính tin cậy ngay trong bản thân ứng dụng (bằng các cơ chế đánh số thứ tự, truyền lại). Công việc này sẽ làm ứng dụng công kềnh và phức tạp. Tuy nhiên ưu điểm là ứng dụng có thể truyền thông tin cậy với tốc độ không bị cơ chế kiểm soát tắc nghẽn của TCP không chế. Ngày nay một số phần mềm chuyên dụng đa phương tiện sử

dụng cơ chế đánh số thứ tự và truyền lại ngay trong chương trình ứng dụng để giảm bớt việc mất dữ liệu.

3.3.1 Cấu trúc UDP segment

Cấu trúc UDP segment, đặc tả trong RFC 768 được minh họa trên Hình 3.7. Dữ liệu của ứng dụng nằm trong trường dữ liệu của UDP datagram. Ví dụ đối với DNS, trường dữ liệu chứa thông điệp yêu cầu hay thông điệp trả lời. Tiêu đề UDP có bốn trường, độ lớn mỗi trường là hai byte. Như đã nói ở phần trước, số hiệu công cho phép thiết bị gửi chuyển dữ liệu tới đúng tiến trình chạy trên thiết bị nhận (chức năng phân kênh). Trường Checksum được bên nhận sử dụng để kiểm tra trong segment có lỗi hay không. Trên thực tế, kể cả tiêu đề của gói dữ liệu IP cũng được tính checksum. Nguyên tắc cơ bản của cơ chế phát hiện và sửa lỗi được trình bày trong phần 5.1. Trường độ dài (Length) cho biết độ dài (tính theo byte) của toàn bộ gói dữ liệu UDP segment - kể cả phần tiêu đề.



Hình 3.7 Cấu trúc gói UDP datagram

3.3.2 UDP checksum

UDP checksum được sử dụng để phát hiện lỗi. Checksum được tính như sau: tính giá trị bù một của tổng các từ 16 bit trong segment, giá trị nhận được được đặt vào trường checksum trong gói dữ liệu UDP segment. Có thể

tìm hiểu phương thức triển khai trong RFC 1071 và hiệu quả trên dữ liệu thực trong [Stone 1998 và Stone 2000]. Giả sử có ba từ 16 bit sau đây:

0110011001100110

0101010101010101

0000111100001111

Tổng hai từ đầu là:

0110011001100110

0101010101010101

1011101110111011

Cộng từ thứ ba vào, ta có:

1011101110111011

0000111100001111

1100101011001010

Cách lấy bù một là đảo 0 thành 1 và 1 thành 0. Vì vậy kết quả phép bù một của 1100101011001010 là 0011010100110101 và đó chính là giá trị checksum. Tại phía nhận, tất cả bốn từ (kể cả checksum) được cộng lại. Nếu dữ liệu không có lỗi thì tổng nhận được là 1111111111111111. Nếu có một bit nào đó bằng 0 thì ta biết dữ liệu nhận được có lỗi.

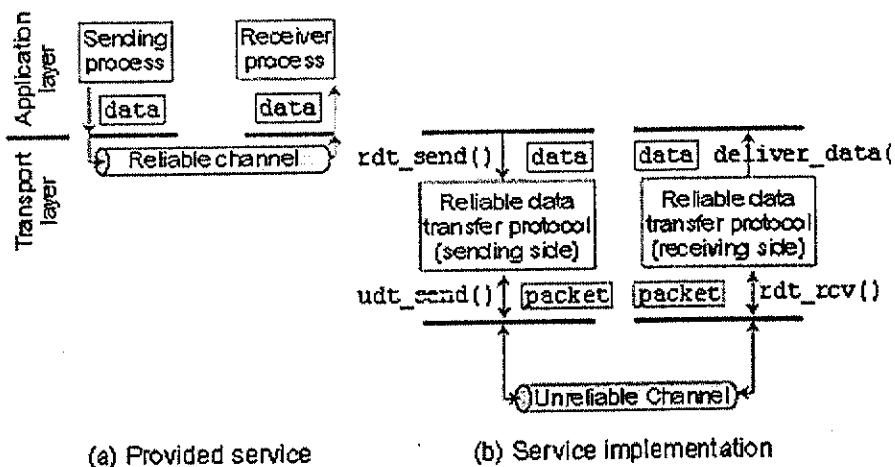
Bạn có thể hỏi tại sao UDP tính checksum – trong khi một vài giao thức tầng liên kết dữ liệu (kể cả giao thức Ethernet thông dụng) cũng có cơ chế kiểm tra lỗi. Lý do là chưa chắc tất cả các kết nối (link - đường truyền vật lý thực sự) giữa thiết bị gửi và thiết bị nhận đều có cơ chế kiểm tra lỗi – có thể một trong các kết nối đó sử dụng giao thức không cung cấp việc kiểm tra lỗi. Mặc dù UDP có thể phát hiện được lỗi nhưng nó không làm gì khi phát hiện ra lỗi. Có thể nó sẽ loại bỏ segment bị lỗi, có thể nó sẽ chuyển segment bị lỗi cho ứng dụng nhận cùng với một thông điệp cảnh báo.

TCP cung cấp đường truyền tin cậy – do đó hiển nhiên triển khai nó phức tạp hơn UDP rất nhiều. Trước khi tìm hiểu về TCP, trong phần sau chúng ta sẽ trình bày nguyên tắc chung để xây dựng một đường truyền tin cậy. TCP sẽ áp dụng đúng những nguyên tắc này khi triển khai.

3.4 CÁC NGUYÊN TẮC TRUYỀN DỮ LIỆU TIN Cậy

Phần này trình bày tổng quan dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy. Dịch vụ này không chỉ nằm ở tầng giao vận mà còn có thể nằm ở tầng liên kết dữ liệu hay tầng ứng dụng. Có thể nói truyền dữ liệu tin cậy là một trong những vấn đề quan trọng nhất của mạng. Trong phần kế tiếp về TCP, chúng ta sẽ nghiên cứu cách thức TCP áp dụng các nguyên tắc chung được trình bày ở đây như thế nào.

Hình 3.8 là sơ đồ cấu trúc của quá trình truyền dữ liệu tin cậy. Tầng dưới cung cấp dịch vụ truyền tin cậy cho các thực thể ở tầng trên. Trên đường truyền tin cậy này, dữ liệu không bị lỗi (bit 0 biến thành bit 1 hoặc ngược lại), không bị mất và được nhận theo đúng thứ tự gửi. Đây chính là dịch vụ mà TCP cung cấp cho các ứng dụng Internet.



Hình 3.8 Dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy: Mô hình và Triển khai

Để thực hiện công việc này, người ta cần đến những giao thức truyền dữ liệu tin cậy. Nguyên nhân là tầng phía dưới của giao thức tin cậy là không tin cậy. Ví dụ TCP là giao thức truyền dữ liệu tin cậy nằm ở phía trên giao thức truyền không tin cậy (IP) giữa hai thiết bị đầu cuối trên mạng.

Để đơn giản trong trường hợp này chúng ta coi tầng phía dưới là một đường truyền điểm nối điểm (point-to-point) không tin cậy.

Trong phần này, chúng ta sẽ xây dựng dàn giao thức truyền dữ liệu tin cậy giữa phía gửi và phía nhận theo độ phức tạp tăng dần của kênh truyền bên dưới. Hình 3.8b minh họa điều này. Thực thể gửi sẽ nhận dữ liệu từ phía trên chuyển xuống qua hàm `rdt_send()` (Ở đây `rdt` là viết tắt của “reliable data transfer” và `_send` chỉ rõ đây là phía gửi của giao thức `rdt`). Bước đầu tiên khi xây dựng một giao thức nào đó là chọn cho nó một cái tên dễ nhớ!. Phía nhận sử dụng hàm `rdt_recv()` để lấy gói dữ liệu từ đường truyền. Để chuyển dữ liệu lên tầng trên, phía nhận sử dụng hàm `deliver_data()`. Trong phần này, chúng ta sử dụng thuật ngữ “packet” thay thế “segment” với ý nghĩa là đơn vị dữ liệu giao thức - PDU. Ý tưởng trình bày trong phần này không chỉ áp dụng cho tầng giao vận mà còn áp dụng chung cho toàn mạng máy tính, vì thế sử dụng thuật ngữ “packet” thích hợp hơn.

Trong phần này chỉ nghiên cứu trường hợp dữ liệu truyền theo một hướng từ nơi gửi đến nơi nhận. Trường hợp dữ liệu truyền theo hai hướng là một vấn đề không khó về mặt lý thuyết nhưng triển khai cụ thể tương đối phức tạp. Mặc dù dữ liệu chỉ được truyền theo một hướng nhưng các bên truyền thông trong giao thức `rdt` cần truyền dữ liệu theo cả hai hướng (xem Hình 3.8) bởi vì ngoài các gói dữ liệu thực sự, chúng còn phải trao đổi các gói dữ liệu chứa thông tin điều khiển. Cả bên gửi và bên nhận đều sử dụng hàm `udt_send()` để gửi dữ liệu đến phía bên kia (`udt` là viết tắt của unreliable data transfer).

3.4.1 Xây dựng giao thức truyền dữ liệu tin cậy

Bây giờ chúng ta sẽ từng bước nghiên cứu các giao thức với độ phức tạp tăng dần để cuối cùng đi đến giao thức truyền dữ liệu không lỗi. Chúng ta sẽ mô tả trạng thái của phía nhận và phía gửi bằng kỹ thuật máy hữu hạn trạng thái (finite state machine – FSM)

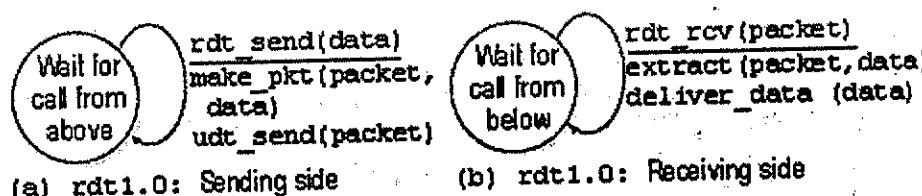
Truyền dữ liệu tin cậy trên kênh truyền tin cậy hoàn toàn: giao thức `rdt 1.0`.

Giao thức đầu tiên, đơn giản nhất được đưa ra - rdt 1.0 sử dụng kênh truyền tin cậy ở phía dưới. Giao thức rdt 1.0 cực kỳ đơn giản, FSM của bên gửi và bên nhận đều chỉ có một trạng thái (xem Hình 3.9). Mũi tên trong sơ đồ chỉ sự chuyển trạng thái của giao thức (mặc dù mỗi FSM trong Hình 3.9 chỉ có một trạng thái, vẫn cần đến sự chuyển trạng thái để quay về chính trạng thái cũ). Sự kiện kích hoạt việc chuyển trạng thái được đặt phía trên đường kè nầm ngang, đó là nhãn sự kiện. Phía bên dưới đường kè nầm ngang là những hành động mà thực thể phải thực hiện ngay khi sự kiện đó xảy ra (thực hiện trước khi thực thể chuyển sang trạng thái mới).

Với rdt 1.0, việc gửi đơn giản chỉ là nhận dữ liệu từ tầng trên thông qua sự kiện `rdt_send(data)`, tạo ra gói dữ liệu (bằng hành động `make_data(packet,data)`) và gửi gói dữ liệu (`packet`) lên kênh truyền. Trên thực tế, sự kiện `rdt_send(data)` là kết quả của một thủ tục (ví dụ khi ứng dụng phía trên sử dụng hàm `rdt_send()`).

Ở phía nhận, rdt nhận gói dữ liệu (`packet`) từ kênh truyền bằng sự kiện `rdt_rcv(packet)`, lấy dữ liệu ra khỏi gói dữ liệu (bằng hành động `extract(packet,data)`) và đưa dữ liệu lên tầng trên. Trên thực tế, sự kiện `rdt_rcv(packet)` là kết quả của một thủ tục (ví dụ khi ứng dụng phía trên sử dụng hàm `rdt_rcv()`).

Trong giao thức đơn giản này, không có sự khác biệt giữa dữ liệu (`data`) với gói dữ liệu (`packet`). Như vậy, tất cả packet đều được truyền từ phía gửi cho phía nhận. Với kênh truyền tin cậy, phía nhận không cần thiết phải phản hồi cho phía gửi vì nó chắc rằng không có chuyện gì xảy ra. Chú ý rằng, chúng ta đã giả thiết phía nhận có thể nhận dữ liệu với tốc độ phía gửi gửi. Vì vậy, phía nhận không cần yêu cầu phía gửi gửi chậm lại.



Hình 3.9 Giao thức cho kênh truyền tin cậy hoàn toàn

Truyền dữ liệu tin cậy trên kênh truyền có lỗi bit: giao thức rdt 2.0.

Một dạng kênh truyền thực tế hơn là gói dữ liệu trên kênh truyền có thể bị lỗi. Thường bit bị lỗi trên đường truyền vật lý của mạng. Tuy nhiên, chúng ta giả thiết rằng tất cả các gói dữ liệu truyền đi đều đến được đích và theo đúng thứ tự gửi mặc dù các bit trong gói dữ liệu có thể bị lỗi.

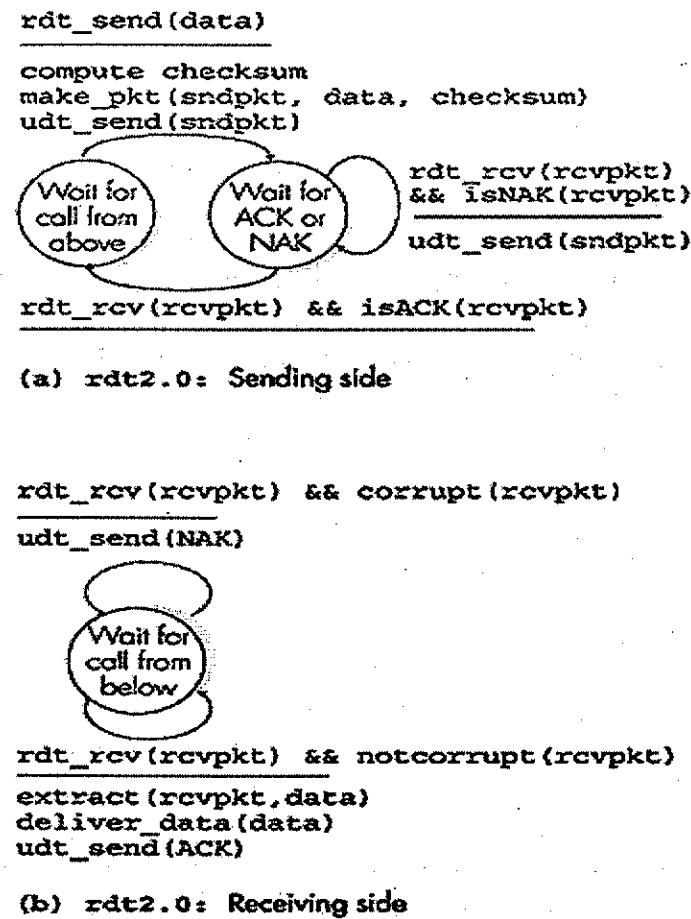
Trước khi tiếp tục, xét ví dụ sau. Giả sử bạn đọc một bài chính tả cho ai đó qua điện thoại. Thông thường, người chép sẽ nói “Xong rồi” sau khi đã nghe, hiểu và ghi lại một câu chính tả. Nếu câu nói của bạn bị nhiều, người kia nghe không rõ thì họ sẽ yêu cầu bạn nhắc lại. Giao thức truyền tin này sử dụng **phản hồi tích cực** (positive acknowledgement) (“Xong rồi”) hay **phản hồi tiêu cực** (negative acknowledgement) (“Gi cơ ?”). Những thông điệp điều khiển này cho phép bên nhận báo cho bên gửi biết dữ liệu nào nhận đúng, dữ liệu nào bị lỗi và yêu cầu truyền lại dữ liệu bị lỗi. Trong mạng máy tính, giao thức truyền tin cậy dựa trên cơ chế truyền lại như vậy được gọi là các giao thức ARQ (Automatic Repeat reQuest).

Các giao thức ARQ cần phải có ba khả năng sau để xử lý trong trường hợp dữ liệu có lỗi:

Phát hiện lỗi (error detection): là cơ chế cho phép bên nhận phát hiện được khi nào trong gói dữ liệu có bit bị lỗi. Trong phần trước, ta thấy UDP sử dụng trường Internet checksum cho mục đích này. Trong chương V, chúng ta sẽ xem xét chi tiết một số kỹ thuật phát hiện và thậm chí có thể sửa được lỗi. Còn bây giờ chúng ta chỉ cần biết rằng những kỹ thuật như vậy yêu cầu ngoài việc gửi dữ liệu gốc, bên gửi còn phải tạo ra và gửi kèm một lượng dữ liệu dư thừa (nhưng phụ thuộc vào dữ liệu gốc). Các bit dư thừa này được đặt trong trường checksum của gói dữ liệu rdt 2.0.

Phản hồi từ phía nhận (receiver feedback): Khi phía gửi và phía nhận nằm trên các thiết bị đầu cuối khác nhau - có thể cách nhau hàng nghìn km, cách duy nhất để phía gửi biết được kết quả gửi là phía nhận gửi thông tin phản hồi thông báo tình trạng nhận cho phía gửi. Báo nhận đúng (đôi khi gọi là báo nhận tích cực) ACK và báo nhận sai NAK trong ví dụ trên chính là các thông tin phản hồi. Giao thức rdt 2.0 yêu cầu phía nhận gửi phản hồi các thông điệp ACK hay NAK cho phía gửi. Gói dữ liệu phản hồi chỉ cần sử dụng một bit, ví dụ giá trị 0 ứng với NAK và giá trị 1 ứng với ACK.

Truyền lại (retransmission): gói dữ liệu bị lỗi sẽ được bên gửi truyền lại.



Hình 3.10 Giao thức cho kênh truyền có lỗi bit

Hình 3.10 là FSM của phía gửi và nhận trong giao thức rdt 2.0 với cơ chế phát hiện lỗi, phản hồi (ACK, NAK) và truyền lại.

Trong giao thức rdt 2.0, phía gửi có hai trạng thái. Ở trạng thái thứ nhất, phía gửi đợi dữ liệu từ tầng trên. Trong trạng thái thứ hai, phía gửi đợi phản hồi ACK hoặc NAK từ phía nhận. Nếu nhận được ACK (rdt_rcv(rcvpkt) & isACK(rcvpkt) trong Hình 3.10 tương ứng với sự kiện này), phía gửi biết được gói dữ liệu chuyển đến đích an toàn, vì vậy nó trở về trạng thái đợi dữ liệu từ tầng trên để chuyển tiếp. Nếu nhận được NAK,

phía gửi gửi lại gói dữ liệu rồi quay lại trạng thái đợi phản hồi ACK hoặc NAK cho gói dữ liệu vừa gửi lại. Chú ý rằng khi phía gửi ở trong trạng thái chờ phản hồi (ACK hoặc NAK), nó không thể nhận thêm dữ liệu từ tầng trên đưa xuống. Nó chỉ chấp nhận dữ liệu mới khi nhận được ACK và chuyển trạng thái. Phía gửi sẽ không gửi dữ liệu mới cho đến khi nó chắc chắn rằng phía nhận đã nhận đúng gói dữ liệu đã gửi. Giao thức rdt 2.0 với hành vi như vậy thuộc kiểu dừng và chờ (stop and wait).

FSM bên nhận trong giao thức rdt 2.0 chỉ có một trạng thái duy nhất. Khi nhận được gói dữ liệu (packet), phía nhận gửi thông điệp phản hồi ACK hoặc NAK, phụ thuộc vào gói dữ liệu đã nhận có lỗi hay không. Trong Hình 3.10, rdt_rcv(rcvpkt) && corrupt(rcvpkt) tương ứng với sự kiện gói dữ liệu nhận được bị lỗi.

Giao thức rdt 2.0 vẫn còn nhược điểm: chúng ta chưa tính đến khả năng chính gói ACK hoặc NAK có lỗi. (Trước khi tiếp tục bạn hãy thử nghĩ cách cải tiến giao thức này). Chúng ta cần tạo checksum cho chính gói phản hồi (ACK hoặc NAK) để bên gửi (lúc này đóng vai trò bên nhận) có khả năng phát hiện lỗi trong chính gói phản hồi. Vấn đề ở đây là khi nhận được một gói phản hồi bị lỗi – phía gửi không thể xác định nó là ACK hay NAK, do đó không xác định được gói dữ liệu nó gửi tới đích có bị lỗi hay không. Trong trường hợp này, bên gửi sẽ phải làm gì?

Có ba giải pháp xử lý ACK hoặc NAK bị lỗi:

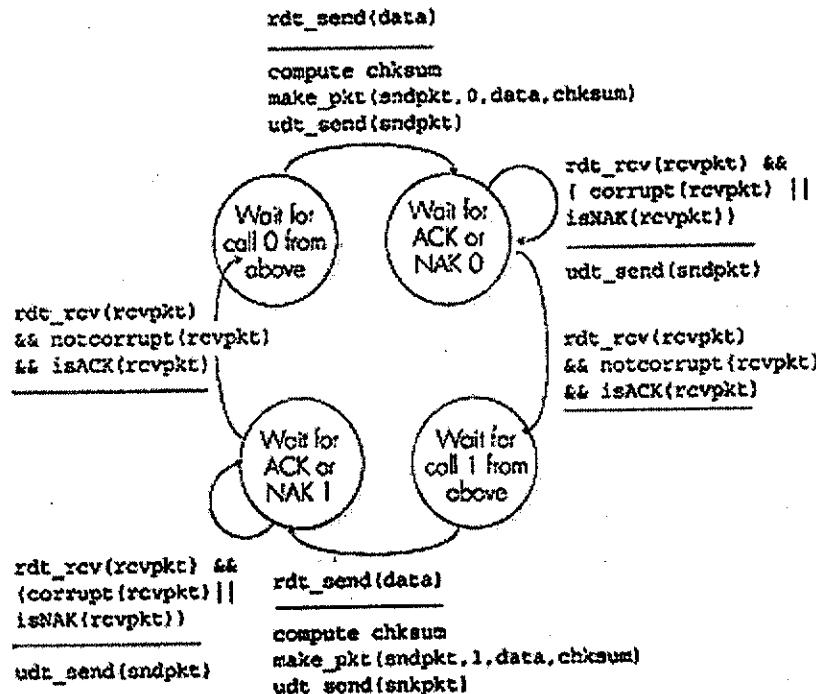
Giải pháp thứ nhất, người đọc trong ví dụ đọc chính tả lúc này sẽ làm gì trong trường hợp này? Nếu không hiểu câu phản hồi “Xong rồi” hay “Gì cơ” thì họ có thể hỏi “Bạn nói gì?” (một dạng thông điệp điều khiển khác). Nếu nghe được, người bên kia sẽ lặp lại câu phản hồi. Nhưng chuyện gì xảy ra nếu chính câu “Bạn nói gì?” có lỗi? Khi đó phía nhận - do không xác định được câu có lỗi đó là một phần trong bài chính tả hay là yêu cầu nhắc lại câu phản hồi - nên có thể phản hồi lại bằng câu “Bạn nói gì?”. Dĩ nhiên, câu trả lời này cũng có thể bị lỗi. Rõ ràng giải pháp này đã đi vào ngõ cụt.

Giải pháp thứ hai là thêm vào trường checksum một số bit để không những cho phép phía nhận phát hiện mà còn sửa được các bit lỗi. Đây hoàn toàn có thể là giải pháp trung gian cho những kênh truyền có lỗi – nhưng không xử lý được trường hợp toàn bộ gói dữ liệu (packet) bị mất.

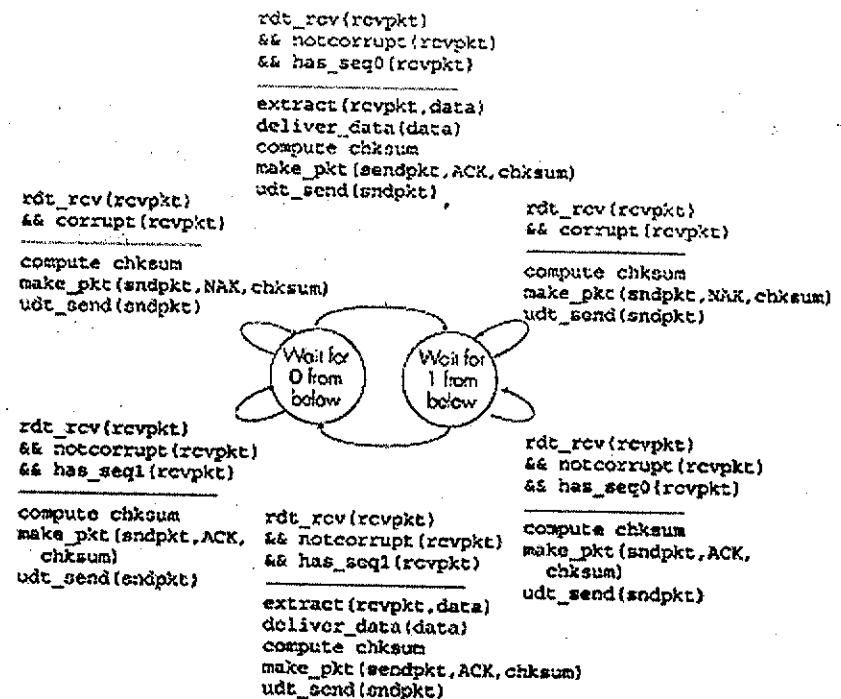
Giải pháp thứ ba, phía gửi truyền lại gói dữ liệu nếu phát hiện lỗi trong gói phản hồi (ACK hoặc NAK). Tuy nhiên, phương pháp này có thể

dẫn đến sự trùng lặp dữ liệu (duplicate packet). Phía nhận không biết được ACK/NAK mà nó gửi phản hồi có bị lỗi trên đường truyền không. Vì thế nó không xác định được gói dữ liệu vừa nhận được là gói dữ liệu mới hay gói cũ (sẽ bị trùng lặp).

Giải pháp đơn giản nhất cho vấn đề này (sẽ được áp dụng cho nhiều giao thức, kể cả TCP) là thêm trường số thứ tự cho gói dữ liệu (packet), phía gửi đánh số thứ tự các gói dữ liệu và đặt giá trị này vào trường số thứ tự (sequence number). Phía nhận chỉ cần kiểm tra số thứ tự để xác định gói dữ liệu nhận được là gói mới hay gói truyền lại. Với giao thức stop and wait đơn giản, chỉ cần một bit số thứ tự. Bên nhận có thể xác định bên gửi truyền lại gói dữ liệu đã gửi lần trước (số thứ tự của gói dữ liệu nhận được trùng với số thứ tự với gói dữ liệu nhận được lần trước) hay gói dữ liệu mới (có số thứ tự khác nhau, tăng lên theo module 2). Vì chúng ta vẫn giả định toàn bộ gói dữ liệu (packet) không bị mất trên kênh truyền, nên trong gói phản hồi (ACK/NAK) không cần chỉ ra số thứ tự của gói dữ liệu mà chúng biên nhận. Phía gửi biết rằng gói ACK/NAK (có thể bị lỗi hoặc không) là biên nhận cho gói dữ liệu gần nhất nó gửi.



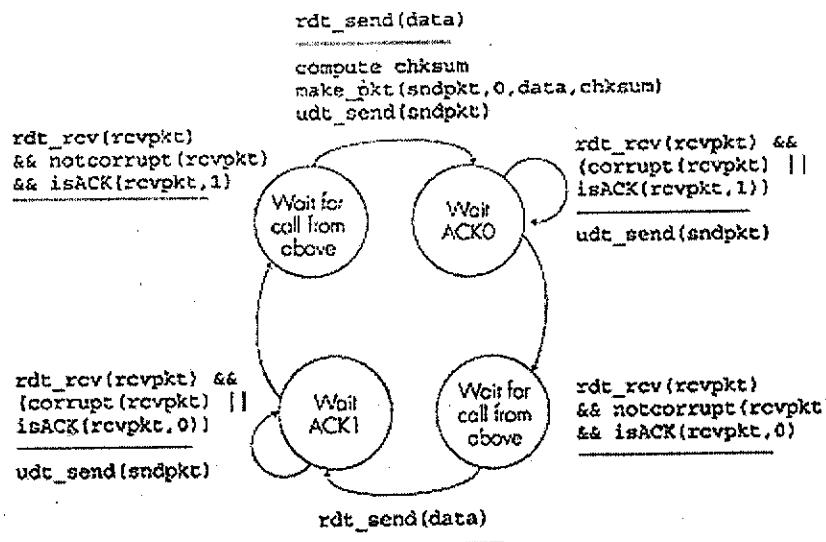
Hình 3.11 FSM của phía gửi trong rdt 2.1



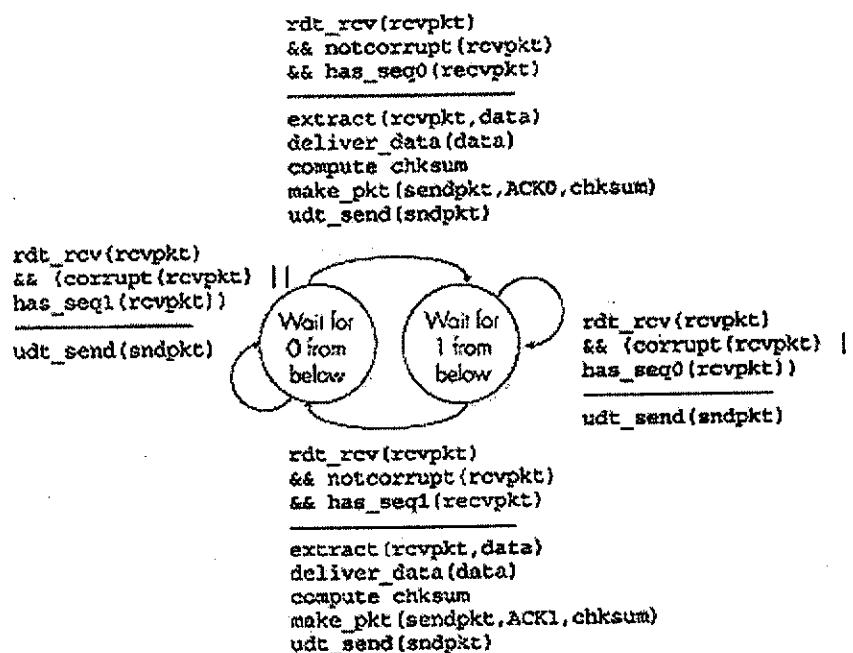
Hình 3.12 FSM của phía nhận trong rdt 2.1

Hình 3.11 và Hình 3.12 là FSM của bên gửi và nhận trong giao thức rdt 2.1 – phiên bản mới của rdt 2.0. Trong rdt 2.1, FSM của bên gửi và nhận đều có số trạng thái tăng gấp đôi. Đó là vì trạng thái giao thức phải biểu diễn gói dữ liệu được gửi (bởi bên gửi) và gói dữ liệu được đợi (tại bên nhận) có số thứ tự là 0 hay 1. Chú ý rằng các hành động trong trạng thái gói dữ liệu có số thứ tự 0 được gửi (phía gửi) hoặc được mong đợi (phía nhận) ngược với trạng thái gói dữ liệu có số thứ tự 1 được gửi hay được đợi.

Giao thức rdt 2.1 sử dụng cả biên nhận đúng (ACK) và biên nhận sai (NAK). NAK được gửi khi nhận được gói dữ liệu bị lỗi hay không đúng số thứ tự. Chúng ta có thể không cần sử dụng NAK: thay vì việc gửi NAK, chúng ta gửi ACK cho gói dữ liệu cuối cùng đã được nhận đúng. Nếu nhận hai ACK cho cùng một gói dữ liệu (hiện tượng trùng ACK – **duplicate ACK**) bên gửi xác định được bên nhận không nhận đúng gói dữ liệu sau gói dữ liệu đã biên nhận ACK hai lần. TCP sử dụng sự kiện “3 lần nhận được ACK trùng nhau” (“*triple duplicate ACKs*”) để kích hoạt việc gửi lại. rdt 2.2 là giao thức truyền dữ liệu tin cậy trên kênh truyền có bit lỗi không sử dụng NAK, minh họa trên Hình 3.13 và Hình 3.14.



Hình 3.13 FSM của phía gửi trong rdt 2.2



Hình 3.14 FSM của phía nhận trong rdt 2.1

Truyền dữ liệu tin cậy trên kênh truyền mà dữ liệu bị mất, lỗi: rdt 3.0.

Dữ liệu trên kênh truyền không những bị lỗi mà còn có thể bị mất, đây là tình huống khá phổ biến trong mạng máy tính ngày nay, kể cả Internet. Lúc này giao thức cần phải giải quyết hai vấn đề: làm thế nào để phát hiện gói dữ liệu bị mất và làm gì khi mất gói dữ liệu. Sử dụng cơ chế phát hiện lỗi nhờ checksum, số thứ tự, biên nhận ACK và truyền lại gói dữ liệu - đã được phát triển trong giao thức rdt 2.2 - cho phép chúng ta giải quyết được vấn đề thứ hai. Để giải quyết vấn đề thứ nhất, chúng ta cần một cơ chế mới.

Có nhiều giải pháp xử lý việc mất mát dữ liệu. Ở đây chúng ta trình bày giải pháp lựa chọn bên gửi là nơi phát hiện và xử lý việc mất dữ liệu. Giả sử phía gửi gửi đi gói dữ liệu nhưng chính gói dữ liệu đó hoặc biên nhận ACK cho nó bị mất trên đường truyền. Trong cả hai trường hợp, bên gửi đều không nhận được biên nhận cho gói dữ liệu đã gửi. Giải pháp được đưa ra là sau khi gửi một khoảng thời gian nào đó mà không nhận được biên nhận ACK (có thể gói dữ liệu bị mất) thì bên gửi sẽ truyền lại.

Nhưng phía gửi phải đợi trong bao lâu để chắc chắn rằng gói dữ liệu đã bị mất? Ít nhất phía gửi phải đợi trong khoảng thời gian để gói tin đi đến được phía nhận, phía nhận xử lý gói tin và thông tin biên nhận quay lại. Trong nhiều mạng, rất khó dự đoán và ước lược thời gian này. Lý tưởng là phải xử lý việc mất gói tin ngay khi có thể, đợi một khoảng thời gian dài đồng nghĩa với việc chậm trễ khi xử lý gói tin bị mất. Trên thực tế, phía gửi sẽ chọn một khoảng thời gian đợi nào đó, mặc dù không đảm bảo chắc chắn là gói tin có bị mất hay không. Nếu không nhận được ACK trong khoảng thời gian này, bên gửi sẽ gửi lại gói dữ liệu. Chú ý rằng, nếu gói dữ liệu đến trễ, phía gửi sẽ gửi lại gói dữ liệu - ngay cả khi gói dữ liệu đó và cả ACK đều không bị mất. Điều này gây ra trùng lặp dữ liệu tại phía nhận. Tuy nhiên, giao thức rdt 2.2 đã có đủ khả năng (nhờ số thứ tự) để ngăn chặn sự trùng lặp dữ liệu.

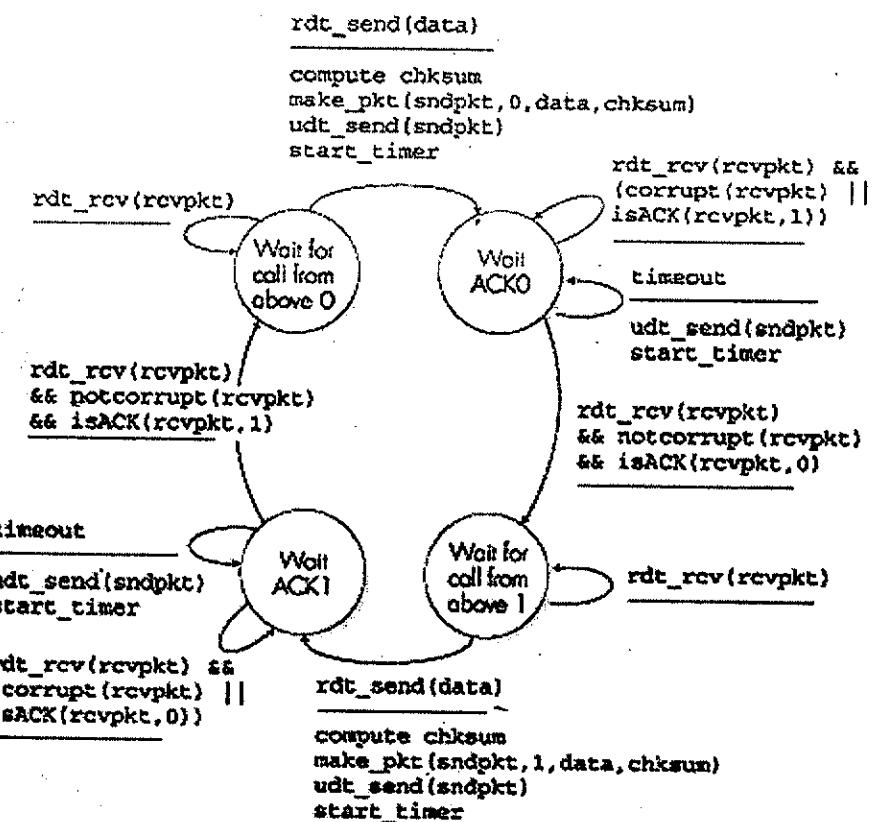
Đối với phía gửi, truyền lại là giải pháp “vạn năng”. Phía gửi không xác định được gói dữ liệu bị mất, gói biên nhận ACK bị mất hay chỉ đơn giản là chúng bị trễ. Trong mọi trường hợp, hành động của nó là giống nhau:

truyền lại. Để thực hiện cơ chế truyền lại theo thời gian, một bộ định thời đếm ngược (countdown timer) được sử dụng để nhắc phía gửi thời gian đợi đã hết. Do vậy, phía gửi phải có khả năng (1) khởi tạo timer mỗi khi gửi gói dữ liệu (gói dữ liệu gửi lần đầu hay gói dữ liệu được truyền lại), (2) phản ứng với ngắt của timer (đưa ra những hành động thích hợp) và (3) dừng timer.

Sự trùng lặp các gói dữ liệu do phía gửi tạo ra, sự mất mát các gói dữ liệu (cả gói dữ liệu lẫn gói biên nhận) gây khó khăn cho phía gửi khi xử lý các gói biên nhận ACK. Nếu nhận được ACK, làm thế nào để phía gửi biết được ACK đó là biên nhận cho gói dữ liệu gửi đi gần đây nhất, hay là ACK biên nhận cho gói dữ liệu nào đó đã gửi từ trước nhưng đến trễ? Giải pháp là ta thêm vào gói ACK trường số thứ tự biên nhận (acknowledge number). Giá trị của trường này – do phía nhận tạo ra – là số thứ tự của chính gói dữ liệu cần được biên nhận. Bằng cách kiểm tra giá trị trường biên nhận, phía gửi có thể xác định được số thứ tự của gói dữ liệu được biên nhận.

Hình 3.15 là FSM của bên gửi trong giao thức rdt 3.0 – giao thức truyền dữ liệu trên kênh truyền có thể có lỗi hoặc bị mất dữ liệu. Hình 3.16 minh họa sự vận hành của giao thức trong một số trường hợp. Thời gian dịch chuyển theo chiều từ trên xuống. Thời điểm nhận gói dữ liệu chậm hơn thời điểm gửi gói dữ liệu vì tính đến thời gian gói dữ liệu lan tỏa trên đường truyền. Trong Hình 3.16b-d, ngoặc vuông xác định thời điểm timer được thiết lập và thời điểm “timeout”. Vì số thứ tự của gói dữ liệu thay đổi lần lượt giữa 0 và 1 nên đôi khi giao thức rdt 3.0 được gọi là giao thức một bit luân chuyển (alternate bit protocol).

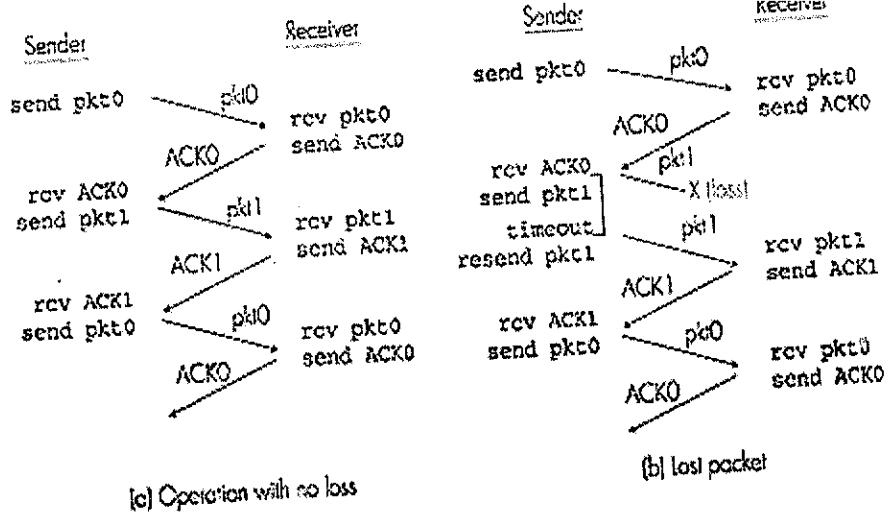
Chúng ta đã đi qua các thành phần chính cho một giao thức truyền số liệu. Checksum, số thứ tự phát, bộ định thời (timer), các gói biên nhận ACK và NAK đều cực kỳ cần thiết và đóng vai trò quan trọng trong quá trình hoạt động của giao thức. Đến bây giờ chúng ta đã có một giao thức truyền dữ liệu tin cậy thực sự hoạt động được.



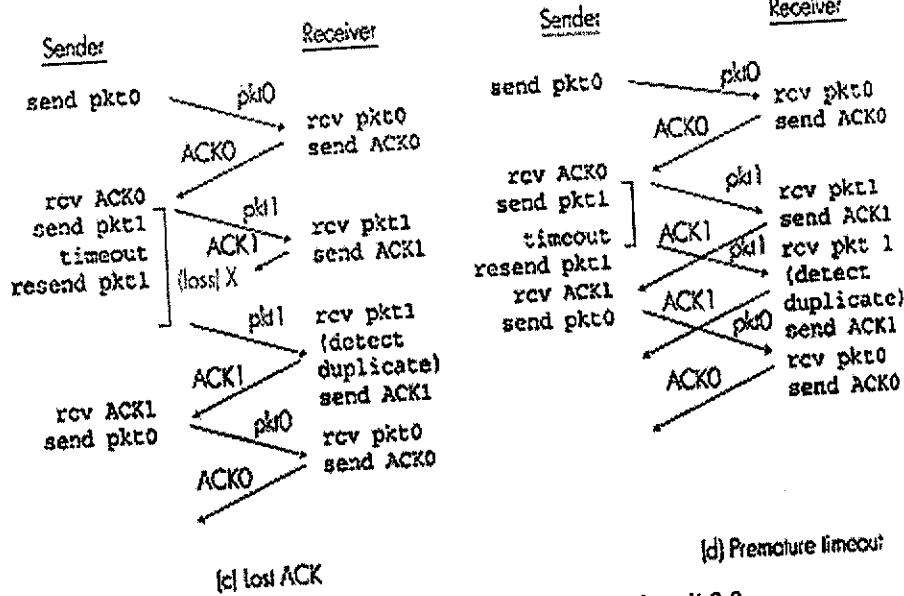
Hình 3.15 FSM của bên gửi trong rdt 3.0

4.2 Giao thức truyền dữ liệu tin cậy liên tục (Pipeline)

Mặc dù hoạt động đúng nhưng không phải ai cũng vừa lòng với hiệu suất của rdt3.0, đặc biệt trong các mạng cao tốc ngày nay. Cốt lõi vấn đề hiệu suất của giao thức rdt 3.0 chính là hành vi dừng và chờ (stop and wait). Nguyên tắc của giao thức kiểu “Đừng và Chờ” như sau: sau khi phát một gói dữ liệu, thiết bị phát dừng phát (stop) để chờ nhận phản hồi từ thiết bị nhận kết quả nhận số liệu (wait). Nếu kết quả nhận tốt (biên nhận ACK), bên phát được quyền phát tiếp. Nếu kết quả nhận sai (biên nhận NAK), bên phát phải gửi lại gói dữ liệu.



(c) Operation with no loss



(d) Premature timeout

Hình 3.16 Ví dụ hoạt động của giao thức rdt 3.0

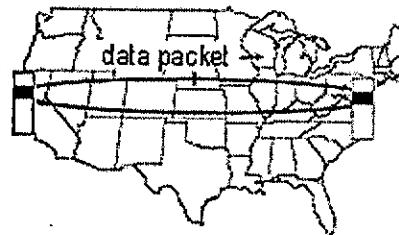
Để ước lượng hiệu suất của giao thức stop and wait, xét trường hợp lý tưởng với hai thiết bị đầu cuối, một ở bờ biển phía đông, một ở bờ biển phía tây nước Mỹ. Thời gian trễ giữa hai thiết bị (dù tín hiệu lan truyền với tốc độ ánh sáng) là P_{prop} xấp xỉ 15 ms. Giả sử rằng hai thiết bị được kết nối bằng đường truyền tốc độ C (1 gigabit/s). Kích thước của gói dữ liệu SP là

truyề/packet, thời gian cần thiết để truyền toàn bộ gói dữ liệu trên kênh truyền tốc độ 1 Gbps được tính bởi công thức:

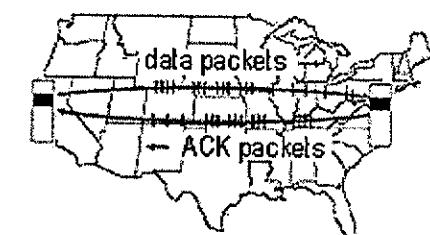
$$T_{trans} = \frac{SP}{C} = \frac{8\text{Kbit}/\text{packet}}{1\text{Mbit/sec}} = 8\text{ ms}$$

Với giao thức stop and wait, nếu phía gửi bắt đầu gửi gói dữ liệu tại thời điểm $t = 0$ thì tại thời điểm $t = 8$ microsecond, bit cuối cùng mới được bên gửi đẩy ra đường truyền. Tiếp theo phải mất 15 ms để cả gói dữ liệu đi từ phía gửi sang phía nhận (xem Hình 3.17a) như vậy bit cuối cùng của gói dữ liệu đến đích tại thời điểm $t = 15.008\text{ms}$. Để đơn giản, ta giả thiết gói ACK có cùng độ dài với gói dữ liệu và phía nhận gửi ngay gói ACK khi nhận được bit cuối cùng của gói dữ liệu. Như vậy bit cuối cùng của gói ACK được truyền tới đích tại thời điểm $t = 30.016\text{ ms}$. Trong khoảng thời gian 30.016ms, phía gửi chỉ hoạt động (gửi hoặc nhận) trong 0.016 ms. Nếu định nghĩa **Hiệu suất (utilization)** của phía gửi (hay kênh truyền) là tỷ lệ thời gian phía gửi hoạt động (gửi dữ liệu trên kênh truyền), chúng ta có hiệu suất U_{sender} cực thấp:

$$U_{sender} = \frac{.008}{30.016} = 0.00015$$



(a) A stop-and-wait protocol in operation



(b) A pipelined protocol in operation

Hình 3.17

Điều đó có nghĩa là phía gửi chỉ hoạt động trong khoảng 0.15 phần nghìn thời gian. Theo cách tính khác, phía gửi gửi 1 Kbyte trong 30.016 microsecond tương đương với tốc độ truyền là 33 Kbyte/s thấp hơn nhiều so với tốc độ có thể là 1 Gigabit/s. Người quản trị mạng “bất hạnh” này phải trả số tiền khổng lồ để thuê đường truyền 1 Gigabit/s nhưng cuối cùng chỉ được một đường truyền có tốc độ 33 Kbyte/s. Đây là một ví dụ sống minh họa việc phần mềm có thể giới hạn các khả năng của phần cứng dưới. Trong trường hợp này chúng ta đã bỏ qua thời gian xử lý của các

giao thức tầng dưới ở cả phía gửi và phía nhận cũng như thời gian xử lý và thời gian trễ của gói tin tại các router trung gian. Nếu tính cả những yếu tố này, hiệu suất hoạt động thực sự sẽ còn thấp hơn nữa.

Giải pháp cho vấn đề hiệu suất sẽ là cho phép phía gửi gửi đồng thời nhiều gói dữ liệu mà không cần phải đợi ACK (xem Hình 3.17b). Có thể hình dung các gói dữ liệu nối tiếp nhau trên đường truyền từ phía gửi đến phía nhận giống như nước chảy trong một đường ống. Vì thế kỹ thuật gửi liên tiếp này được gọi là **kỹ thuật đường ống (pipeline)**. Kỹ thuật này làm tăng hiệu suất của giao thức lên nhiều lần, tuy nhiên nó đòi hỏi những yêu cầu sau:

Khoảng số thứ tự phải tăng, bởi vì mỗi gói dữ liệu được truyền đi (không tính các gói dữ liệu truyền lại) phải có một số thứ tự duy nhất. Trên đường truyền có thể có đồng thời nhiều gói dữ liệu đã gửi nhưng chưa được biên nhận.

Phía gửi và phía nhận có thể phải có bộ đệm (buffer) cho nhiều gói dữ liệu. Ít nhất phía gửi có vùng đệm cho các gói dữ liệu đã được truyền đi nhưng chưa được biên nhận. Phía nhận cũng có thể cần vùng đệm cho cả các gói dữ liệu đã nhận đúng, như sẽ trình bày dưới đây.

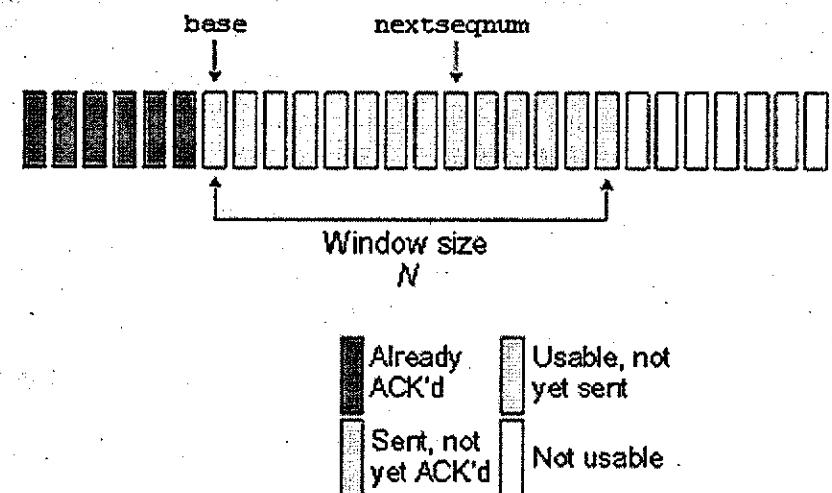
Yêu cầu về khoảng số thứ tự cần thiết cũng như về vùng đệm phụ thuộc vào cách giao thức xử lý việc mất dữ liệu, dữ liệu bị lỗi, bị trễ. Có hai cách tiếp cận chính được trình bày ở đây: **Quay lại N (Go-back-N)** và **Lặp lại có lựa chọn (SelectiveRepeat)**.

3.4.3 Go-back-N (GBN)

Trong giao thức **Go-back-N**, phía gửi được phép truyền đi đồng thời nhiều gói dữ liệu mà không phải đợi biên nhận. Tuy nhiên tổng số gói dữ liệu bị giới hạn bởi giá trị N - tổng số gói dữ liệu tối đa chưa được biên nhận trong đường ống. Hình 3.18 là khoảng số thứ tự trong giao thức **Go-back-N**. Định nghĩa **base** là số thứ tự của gói dữ liệu đã được truyền đi lâu nhất chưa được biên nhận và **nextseqnum** là số thứ tự nhỏ nhất chưa được sử dụng (là số thứ tự của gói tiếp theo sẽ gửi). Có bốn khoảng số thứ tự như sau: Khoảng $[0, base-1]$ ứng với số thứ tự của các gói dữ liệu đã được truyền đi

và đã được biên nhận. Khoảng $[base, nextseqnum-1]$ ứng với các gói dữ liệu đã được gửi đi nhưng chưa được biên nhận. Khoảng $[nextseqnum, base+N-1]$ có thể được sử dụng làm số thứ tự cho các gói sẽ được gửi nếu như có dữ liệu từ tầng trên chuyển xuống. Khoảng từ $[base+N]$ trở lên chưa được sử dụng cho đến khi các gói tin đợi biên nhận được biên nhận.

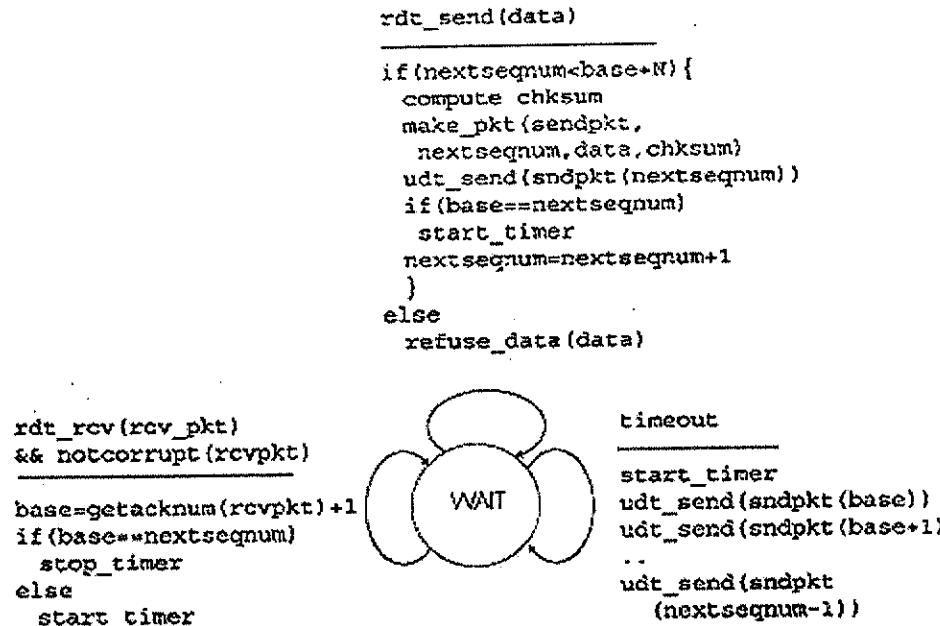
Trong Hình 3.18, khoảng số thứ tự cho phép của những gói dữ liệu đã được gửi nhưng chưa được biên nhận có thể xem là một “cửa sổ” kích thước N nằm trong phạm vi số thứ tự. Khi giao thức vận hành, cửa sổ này có thể “trượt” trên toàn bộ khoảng số thứ tự. Vì vậy, N thường được xem là **độ lớn cửa sổ (window size)** và giao thức GBN là giao thức **cửa sổ trượt (sliding-window)**. Tại sao ngay từ đầu chúng ta phải giới hạn số lượng tối đa các gói dữ liệu được gửi mà chưa cần biên nhận bởi giá trị N . Tại sao không để giá trị N này là vô hạn. Chúng ta sẽ thấy trong phần 3.5, kiểm soát lưu lượng là một trong những lý do bắt buộc ta phải đặt giới hạn phía gửi.



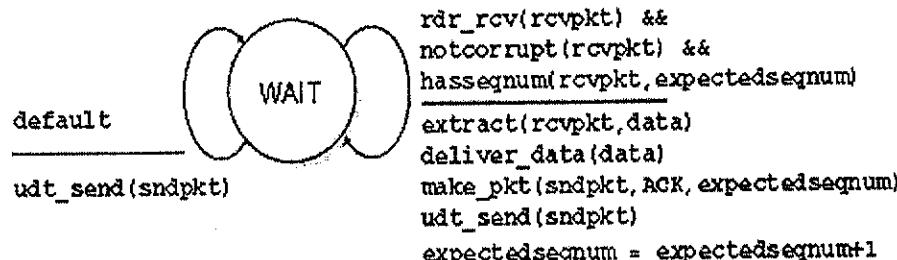
Hình 3.18 Khoảng số thứ tự của bên gửi trong giao thức Go-Back-N

Trên thực tế, số thứ tự được đặt trong một trường có độ dài cố định trong tiêu đề của gói dữ liệu. Nếu k là độ lớn trường số thứ tự (tính theo bit) của gói dữ liệu thì khoảng số thứ tự sẽ là $[0, 2^k - 1]$. Vì khoảng số thứ tự bị giới hạn, nên tất cả các thao tác trên số thứ tự sẽ được thực hiện theo module 2^k (khoảng số thứ tự có thể xem là một vòng tròn với 2^k giá trị, sau giá trị $2^k - 1$ là giá trị 0). Giao thức rdt 3.0 chỉ sử dụng 1 bit làm số thứ tự nên khoảng số

thứ tự là [0,1]. Trong phần 3.5 chúng ta sẽ thấy trường số thứ tự của TCP là 32 bit, và TCP đánh số thứ tự đến từng byte - chứ không phải cho các gói.



Hình 3.19 FSM mở rộng của bên gửi trong GBN



Hình 3.20 FSM mở rộng của bên nhận trong GBN

Hình 3.19 và Hình 3.20 là FSM mở rộng của phía gửi và phía nhận trong giao thức GBN chỉ sử dụng ACK, không sử dụng NAK. Gọi là **FSM mở rộng (extended FSM)** vì chúng ta thêm vào các biến (base và nextseqnum - giống như biến trong ngôn ngữ lập trình), các lệnh và hành động có điều kiện liên quan đến các biến này.

Trong giao thức GBN, phía gửi phải đáp ứng ba sự kiện sau:

Có dữ liệu từ trên chuyển xuống: khi rdt_send() được phía trên sử dụng để chuyển dữ liệu xuống, phía gửi phải kiểm tra xem cửa sổ đã đầy chưa (tức là đã có N gói dữ liệu gửi đi chưa được biên nhận không). Nếu cửa sổ chưa đầy, phía gửi tạo ra và sau đó gửi gói dữ liệu đồng thời cập nhật các biến. Nếu cửa sổ đầy, phía gửi không chấp nhận dữ liệu từ tầng trên và thông báo cửa sổ đã đầy. Khi đó, tầng trên sẽ phải gửi lại. Trên thực tế, phía gửi sẽ đưa dữ liệu vào vùng đệm (nhưng chưa gửi ngay) hoặc có cơ chế đồng bộ (sử dụng semaphore hay cờ) chỉ cho phép tầng ứng dụng sử dụng rdt_send() khi cửa sổ chưa đầy.

Nhận được một ACK: trong giao thức GBN, giá trị biên nhận mang tính tích lũy, nghĩa là nếu biên nhận gói tin có số thứ tự n thì toàn bộ gói dữ liệu có số thứ tự nhỏ hơn hoặc bằng n đều đã được phía nhận nhận đúng. Chúng ta sẽ quay lại vấn đề này khi xem xét phía nhận trong giao thức GBN.

Hết thời gian đợi (timeout): tên giao thức - “Go-Back-N” bắt nguồn từ hành vi của phía gửi khi dữ liệu bị mất hay bị trễ. Giống như trong giao thức stop and wait, timer được sử dụng để xử lý việc mất gói dữ liệu hay gói phản hồi. Khi hết thời gian đợi (timeout), phía gửi sẽ gửi lại tất cả các gói dữ liệu đã được gửi đi trước đó nhưng chưa được biên nhận. Trong Hình 3.19, phía gửi chỉ sử dụng duy nhất một timer, có thể xem là timer của gói dữ liệu đã được truyền đi lâu nhất nhưng chưa được biên nhận. Nếu ACK nào đó được nhận nhưng vẫn còn gói dữ liệu gửi đi chưa được biên nhận thì timer sẽ được khởi động lại. Nếu tất cả các gói dữ liệu đã gửi đều được biên nhận thì có thể ngừng timer.

Các hành động của phía nhận trong giao thức GBN đơn giản. Nếu nhận được đúng gói dữ liệu và gói này đúng thứ tự thì phía nhận gửi ACK cho gói nhận được và chuyển dữ liệu trong gói dữ liệu này lên trên. Trong tất cả các trường hợp còn lại, phía nhận loại bỏ gói dữ liệu và gửi lại ACK cho gói dữ liệu đúng thứ tự cuối cùng nó nhận được. Chú ý rằng gói dữ liệu được chuyển lên tầng trên một lần duy nhất nên nếu gói dữ liệu thứ k được nhận và chuyển lên trên thì nghĩa là tất cả các gói dữ liệu có số thứ tự nhỏ hơn k cũng đã được chuyển lên. Sử dụng ACK tích lũy là sự lựa chọn tuyệt vời cho giao thức GBN.

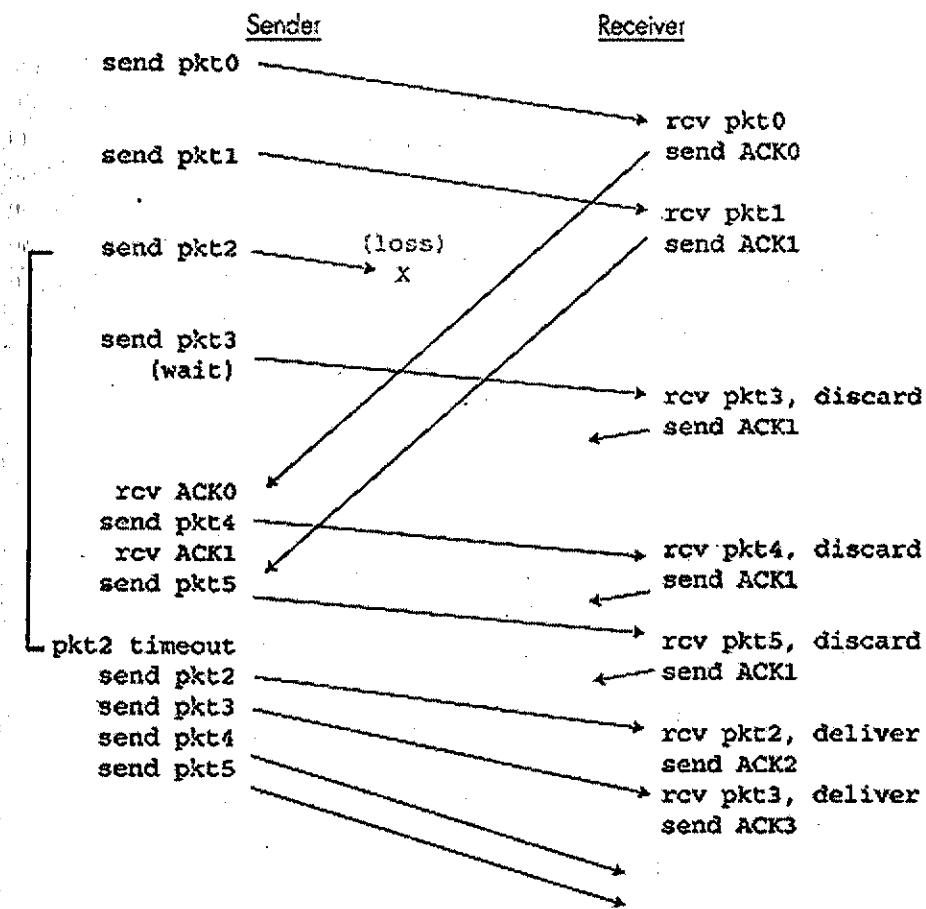
Trong giao thức GBN, bên nhận loại bỏ gói tin không theo thứ tự. Đường như lăng phí khi loại bỏ gói tin đã nhận đúng nhưng không đúng thứ tự, nhưng có vài nguyên nhân cho hành vi trên. Bên nhận phải chuyển dữ liệu lên tầng trên theo đúng thứ tự. Giả sử gói tin N đang được đợi nhận nhưng gói tin thứ (N+1) lại đến trước. Trong trường hợp ấy, để dữ liệu chuyển lên hợp lệ, bên nhận có thể lưu tạm gói tin (N+1) và chỉ chuyển gói tin này lên tầng trên sau khi đã nhận đúng gói tin thứ N. Tuy nhiên theo quy tắc truyền lại của bên gửi, nếu gói tin thứ N bị mất thì gói tin này và cả gói tin N+1 sẽ được truyền lại. Như vậy, bên nhận có thể loại bỏ gói tin N+1. Ưu điểm của giải pháp này là bên nhận triển khai vùng đệm (buffer) đơn giản bởi không cần lưu lại các gói tin không đúng thứ tự. Nếu bên gửi phải ghi nhớ các cận của cửa sổ (base, base+N) và vị trí **nextseqnum** trong cửa sổ, thì bên nhận chỉ phải nhớ số thứ tự của gói tin hợp lệ tiếp theo. Giá trị này được giữ trong biến **expectedseqnum** (số thứ tự được mong đợi) (xem Hình 3.20). Tất nhiên, nhược điểm của việc loại bỏ gói tin đã nhận đúng (nhưng không theo thứ tự) là khi truyền lại gói tin có thể bị mất hay lỗi, do đó phải truyền đi truyền lại nhiều lần.

Hình 3.21 là một ví dụ hoạt động của giao thức GBN trong trường hợp cửa sổ có độ lớn bốn gói tin. Với độ lớn này, bên gửi sẽ chỉ được gửi các gói tin từ 0 đến 3 nhưng sau đó phải đợi bên nhận cho các gói tin này trước khi tiếp tục gửi tiếp. Khi nhận được các ACK liên tiếp nhau (ví dụ ACK0 và ACK1), cửa sổ sẽ trượt về phía trước, bên gửi có thể truyền gói tin mới (lần lượt là pkt4 và pkt5). Ở phía bên nhận, gói tin số 2 bị mất, do đó gói tin 3,4,5 gửi đến không theo đúng thứ tự và bị loại bỏ.

Với GBN, có một chú ý quan trọng là triển khai GBN tương tự FSM mở rộng (Hình 3.19). Hình thức triển khai bao gồm nhiều thủ tục khác nhau, mỗi thủ tục thực hiện một nhóm các hành động nào đó đáp lại các sự kiện khác nhau có thể xảy ra. Với lập trình hướng sự kiện (**event-based programming**), các thủ tục sẽ được gọi khi sự kiện tương ứng xuất hiện. Ở phía bên gửi, sự kiện có thể là: (1) thực thể tầng trên truyền dữ liệu xuống qua thủ tục `rdt_send()`, (2) ngắt khi thời gian đợi hết và (3) tầng dưới chuyển dữ liệu lên qua hàm `rdt_rcv()`.

Chú ý rằng giao thức GBN kết hợp hầu hết các kỹ thuật mà chúng ta sẽ gặp khi nghiên cứu TCP trong mục 3.5: số thứ tự, số biên nhận tích luỹ, checksum, timeout và việc truyền lại. Trong thực tế, TCP là giao thức “tự” GBN. Tuy nhiên có sự khác biệt giữa GBN và TCP. Nhiều phiên bản TCP

lưu lại các segment không theo thứ tự nhận đúng. Trong phương án nâng cấp TCP, sử dụng biên nhận có lựa chọn [RFC 258] cho phép bên nhận có thể biên nhận tùy ý một gói tin không theo thứ tự (chứ không sử dụng giá trị biên nhận tích luỹ). Biên nhận có lựa chọn chính là lớp giao thức gửi liên tiếp thứ hai mà chúng ta sẽ nghiên cứu dưới đây: **lặp lại có lựa chọn (selective repeat - SR)**. Có thể xem TCP là sự kết hợp của cả hai giao thức GBN và SR.

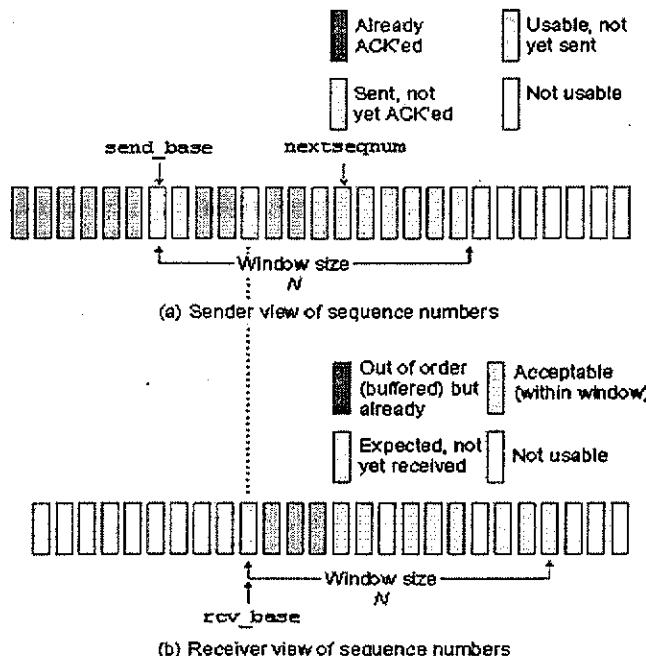


Hình 3.21 Giao thức Go-Back N trong quá trình hoạt động

3.4.4 Giao thức lặp lại có lựa chọn (Selective Repeat)

Giao thức GBN cho phép bên gửi “đổ tràn đường truyền” bằng các gói tin như trong Hình 3.17 và do đó khắc phục được hiệu suất thấp của giao thức stop and wait. Tuy nhiên trong một vài tình huống, chính hiệu suất của giao thức GBN cũng cực thấp. Ví dụ khi kích thước cửa sổ và thời gian truyền một gói tin lớn, có thể có nhiều gói tin ở trên đường truyền. Một gói tin bị lỗi có thể khiến GBN phải truyền lại nhiều gói tin mà trong một số trường hợp là không cần thiết. Nếu trong ví dụ đọc chính tả của chúng ta, nếu mỗi từ bị lỗi phải đọc lại khoảng 1000 từ đứng trước (kích thước cửa sổ là 1000 từ) thì tốc độ đọc sẽ rất chậm.

Giao thức lặp lại có lựa chọn (SR - Selective Repeat) tránh việc truyền lại không cần thiết bằng cách bên gửi chỉ truyền lại các gói tin mà nó cho là có lỗi (hoặc mất). Để truyền lại từng gói tin cần thiết, bên nhận cần biên nhận cho từng gói tin nhận đúng. Giao thức này vẫn sử dụng kích thước cửa sổ là N để giới hạn tổng số gói tin chưa được biên nhận trên đường truyền. Tuy nhiên khác với GBN, bên gửi sẽ nhận được biên nhận ACK cho một số gói tin trong cửa sổ. Hình 3.22 là không gian số thứ tự của phía gửi SR. Hình 3.23 mô tả chi tiết hành động của bên gửi trong giao thức SR.



Hình 3.22 Khoảng số thứ tự của bên gửi và bên nhận

Bên nhận Selective Repeat sẽ biên nhận cho bất kỳ gói tin nhận đúng, cho dù không theo đúng thứ tự. Gói tin không đúng thứ tự vẫn được lưu giữ lại cho đến khi tất cả các gói tin còn thiếu (gói tin có số thứ tự nhỏ hơn) được chuyển đến, khi đó tất cả các gói tin sẽ được chuyển lên tầng trên theo đúng thứ tự.

Hình 3.23 tóm tắt các hoạt động khác nhau của bên nhận trong SR.

Hình 3.25 là một ví dụ hoạt động của SR trong trường hợp mất gói tin. Trong

Hình 3.25, bên nhận sẽ lưu giữ tạm gói tin 3,4 và gửi chúng cùng với gói tin 2 lên tầng trên khi gói tin 2 được chuyển đến.

1. Dữ liệu nhận được từ phía trên

Khi nhận được dữ liệu từ phía trên, bên gửi SR kiểm tra số thứ tự sẽ gửi. Nếu số thứ tự sẽ gửi nằm trong cửa sổ gửi, dữ liệu được đóng gói và gửi đi, ngược lại thì dữ liệu được lưu giữ trong bộ đệm hoặc gửi trả lên tầng trên để gửi sau, giống GBN.

2. Hết thời gian đợi - Timeout

Timer lại được sử dụng để phát hiện mất gói tin. Tuy nhiên, mỗi gói tin gửi đi có một timer riêng, bởi vì chỉ có duy nhất một gói tin được gửi lại khi hết thời gian đợi. Có thể sử dụng đồng hồ hệ thống giữ vai trò đồng bộ cho các timer.

3. Nhận được ACK

Nếu nhận được ACK, bên gửi đánh dấu gói tin đã được chuyển đúng. Nếu số thứ tự của gói tin vừa được nhận bằng `send_base`, cánh cửa sổ sẽ trượt tới gói tin có số thứ tự nhỏ nhất chưa được nhận. Nếu cửa sổ di chuyển và còn các gói tin chưa được truyền thì các gói tin đó sẽ được gửi.

Hình 3.23 Sự kiện và phản ứng của bên gửi

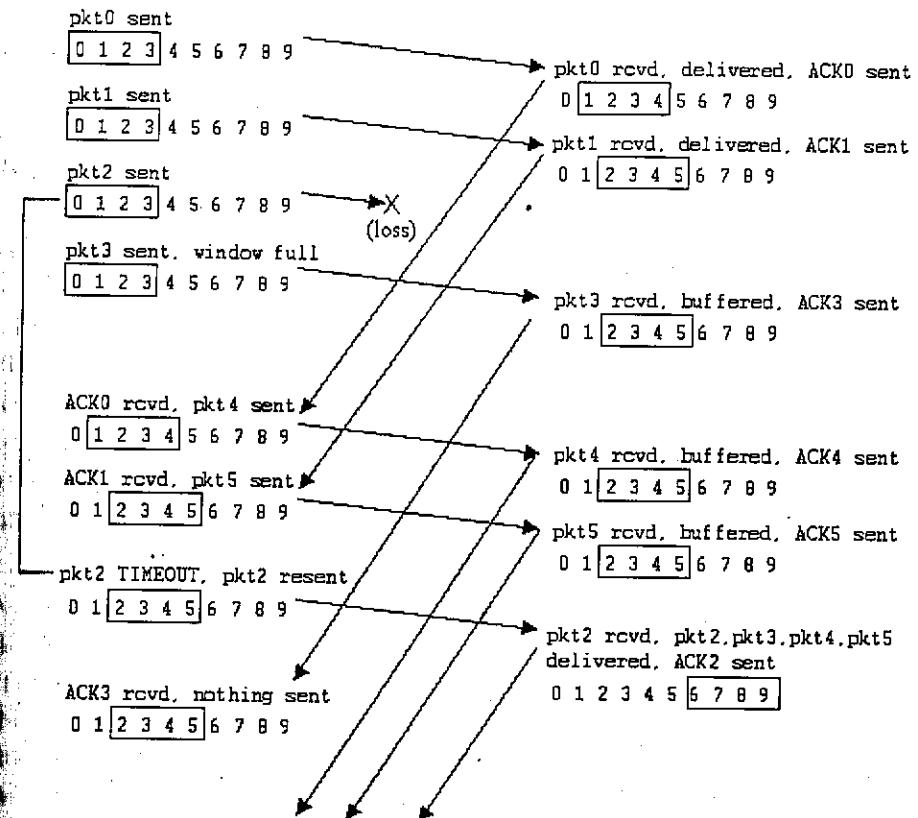
1) Nhận đúng gói tin với số thứ tự trong khoảng $[rcv_base, rcv_base+N-1]$. Trong trường hợp này, gói tin nhận được nằm trong cửa sổ nhận. Bên nhận gửi biên nhận cho gói tin này. Nếu gói tin đó chưa được nhận từ trước, nó sẽ được ghi lại trong bộ đệm. Nếu gói tin đó có số thứ tự bằng với cận dưới của cửa sổ nhận (rcv_base trong hình 3.22) thì nó cùng các gói tin có số thứ tự liên tiếp đã lưu giữ từ trước (bắt đầu từ rcv_base) được chuyển lên tầng trên. Cửa sổ nhận sẽ trượt về phía trước một khoảng bằng với khoảng số gói tin đã chuyển lên tầng trên. Với ví dụ trên hình 3.25 khi nhận được gói tin có số thứ tự $rcv_base=2$ thì gói tin này cùng với gói tin rcv_base+1 và gói tin rcv_base+2 được chuyển lên tầng trên.

2. Nhận được gói tin với số thứ tự trong $[rcv_base-N, rcv_base-1]$. Trong trường hợp này, gửi biên nhận lại cho gói tin (mặc dù đã biên nhận từ trước).

3. Các trường hợp khác. Bỏ qua gói tin đó.

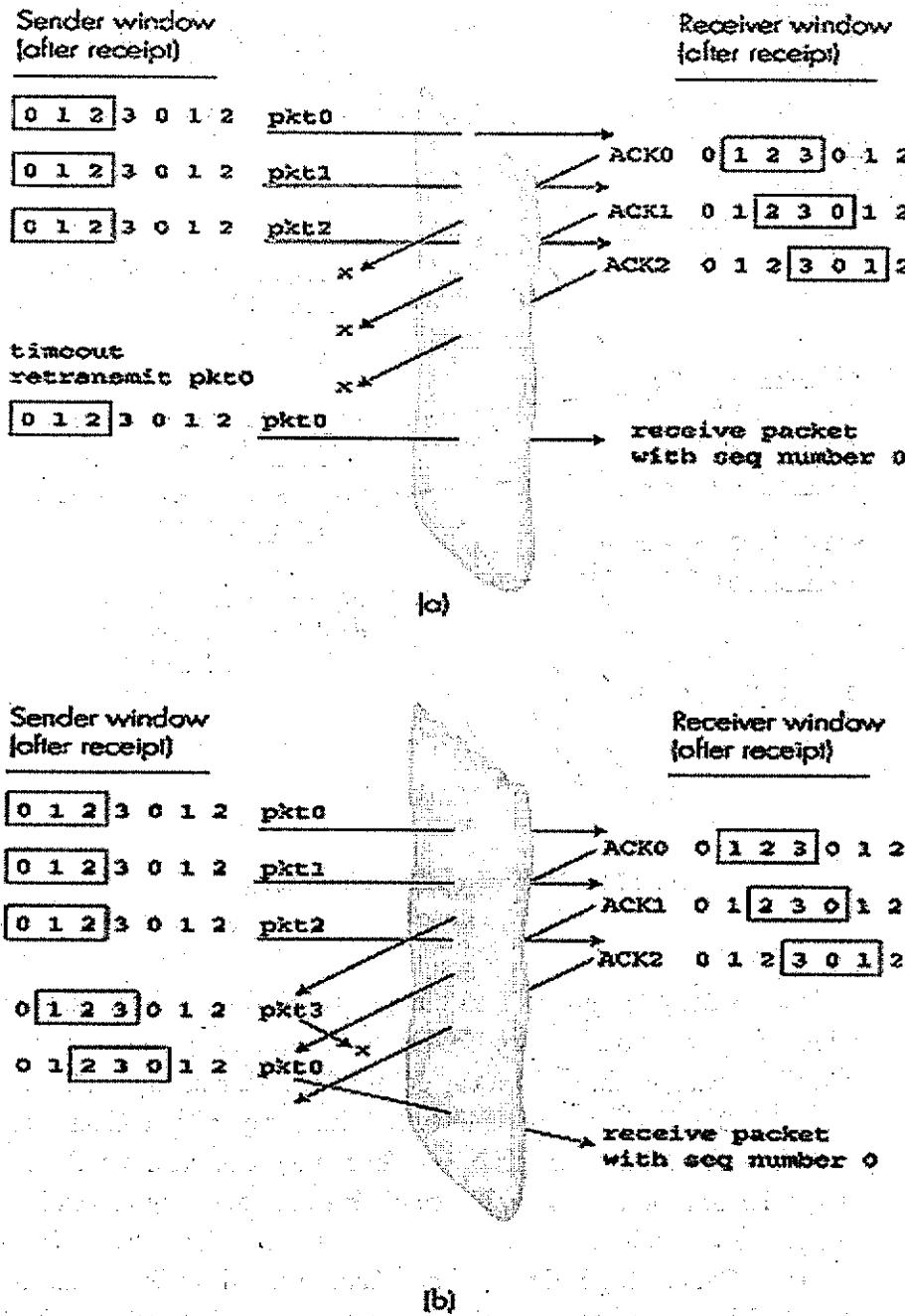
Hình 3.24 Sự kiện và phản ứng của bên nhận

Chú ý rằng ở trong bước hai trong Hình 3.23 bên nhận phải biên nhận lại (chữ không được bỏ qua) cho gói tin đến với số thứ tự nhỏ hơn giá trị biên của cửa sổ hiện thời. Điều này hết sức cần thiết. Ví dụ với không gian số thứ tự của bên gửi và bên nhận như trong Hình 3.22, nếu không nhận được ACK từ bên nhận xác nhận gói tin $send_base$ đã được nhận, bên gửi sẽ gửi lại gói tin $send_base$, mặc dù rõ ràng rằng (với chúng ta, chữ không phải bên gửi) bên nhận đã nhận được gói tin đó. Nếu bên nhận không biên nhận gói tin này, cửa sổ bên gửi có thể sẽ không bao giờ trượt tới phía trước. Ví dụ này minh họa một đặc điểm quan trọng của giao thức SR (và nhiều giao thức tương tự khác). Sự xác định của bên gửi và bên nhận về cái gì đã được nhận, cái gì chưa được nhận không phải luôn luôn giống nhau. Với giao thức SR, điều này có nghĩa là cửa sổ bên gửi và bên nhận không bao giờ trùng khớp nhau.



Hình 3.25 SR trong quá trình hoạt động

Thiếu sự đồng bộ giữa cửa sổ bên gửi và bên nhận có thể gây hậu quả nghiêm trọng trong trường hợp khoảng số thứ tự nhỏ. Ví dụ điều gì có thể xảy ra với khoảng số thứ tự là 4, các gói tin được đánh số là 0, 1, 2 và 3, và lớn cửa sổ là 3. Giả sử các gói tin từ 0, 1, 2 được truyền đi và nhận chính xác tại phía bên nhận. Bên nhận gửi biên nhận cho 3 gói tin này. Khi đó, cửa sổ bên nhận tiến lên các gói tin thứ 4, 5 và 6 với số thứ tự tương ứng là 3, 0, 1. Bây giờ xem xét hai trường hợp. Trường hợp đầu tiên (Hình 3.26a), ACK của 3 gói tin đầu tiên bị mất, bên gửi truyền lại các gói tin đó. Khi đó bên nhận nhận được tiếp theo gói tin có số thứ tự 0 - lại chính là gói tin 0 đầu tiên được gửi ban đầu.



Hình 3.26 Khi khoảng số thứ tự nhỏ: Truyền lại hay gói mới?

Trong trường hợp thứ hai (Hình 3.26b), ACK cho ba gói tin được chuyển đi thành công. Như vậy cửa sổ bên gửi sẽ trượt về phía trước và gửi các gói tin 4, 5, và 6 với số thứ tự tương ứng là 3, 0, 1. Nếu gói tin với số thứ tự 3 bị mất, lúc ấy gói tin có số thứ tự 0 đến, gói tin này chứa dữ liệu mới (không phải gói tin 0 truyền lại).

Rõ ràng có một bức “màn chắn” giữa bên gửi và bên nhận vì bên nhận không thể “nhìn” thấy hành động từ bên gửi. Bên nhận chỉ quan sát được gói tin nào nó nhận được hay gửi đi. Hai trường hợp trong Hình 3.26 là tương tự nhau. Không có phương pháp nào phân biệt được gói tin được truyền lại hay gói 5 được truyền lần đầu tiên. Rõ ràng nếu kích thước cửa sổ nhỏ hơn khoảng số thứ tự một đơn vị thì hệ thống không còn làm việc đúng đắn. Nhưng độ lớn cửa sổ nên là bao nhiêu? Người ta chứng minh được rằng độ lớn cửa sổ phải bé hơn hoặc bằng một nửa khoảng số thứ tự với kí hiệu SR.

Chúng ta giả thiết môi trường truyền không tin cậy ở dưới dẫn đến việc các gói tin có thể bị giữ lại trên đường truyền. Đây là việc ít khi xảy ra khi kênh truyền giữa phía gửi và phía nhận là một môi trường vật lý thực sự. Tuy nhiên khi kênh truyền này lại là một mạng máy tính thì việc một gói tin bị giữ lại trên kênh truyền hoàn toàn có thể xảy ra. Hệ quả của nó là xuất hiện một gói tin với số thứ tự hay số biên nhận là x trong khi cả cửa sổ nhận đều gửi đều không chứa x. Trong trường hợp này, kênh truyền bị coi là một điểm, có thể tùy ý phát lại gói tin ở bất cứ thời điểm nào. Vì số thứ tự có thể được sử dụng lại nên trong một số trường hợp sẽ xảy ra hiện tượng trùng lặp gói tin. Trong thực tế phải bảo đảm số thứ tự không được sử dụng lại cho đến khi bên gửi có thể tương đối chắc chắn về gói tin với số thứ tự x được gửi trước đây không còn tồn tại trong mạng. Điều này được thực hiện với thiết kế một gói tin không thể “tồn tại” trên mạng trong một khoảng thời gian lớn hơn một khoảng thời gian cố định nào đó. Thời gian “sống” lớn nhất của gói tin xấp xỉ là 3 phút với mạng TCP cao tốc [RFC 1323]. Có nhiều phương thức đánh số thứ tự để tránh việc xuất hiện lại gói tin.

TCP – GIAO THỨC GIAO VẬN HƯỚNG NỐI

Sau khi đã nghiên cứu những nguyên lý cơ bản của truyền dữ liệu tin, chúng ta sẽ bàn đến TCP – một giao thức tầng giao vận của Internet với tính hướng nối và tin cậy. Chúng ta sẽ thấy rằng để có thể cung cấp dịch

vụ truyền dữ liệu tin cậy, TCP áp dụng rất nhiều nguyên lý mà chúng ta đã đề cập ở phần trước, bao gồm cơ chế phát hiện lỗi, truyền lại, biên nhận tích lũy, timer, trường tiêu đề cho số thứ tự và số biên nhận. TCP được đặc tả trong các khuyến nghị RFC 793, RFC 1122, RFC 1323, RFC 2018, RFC 2581.

3.5.1 Kết nối TCP

Chức năng dòng kênh, phân kênh và phát hiện lỗi của TCP giống UDP. Tuy nhiên TCP và UDP có nhiều điểm khác biệt. Điểm khác nhau cơ bản nhất là UDP không hướng nối còn TCP hướng nối. UDP không hướng nối do có thể gửi dữ liệu mà không cần phải thiết lập trước đường truyền. TCP hướng nối vì trước khi tiến trình ứng dụng có thể bắt đầu gửi dữ liệu tới tiến trình khác, hai tiến trình này phải có thủ tục “bắt tay” với nhau, nghĩa là chúng phải gửi một số gói segment đặc biệt để xác định các tham số đảm bảo cho quá trình truyền dữ liệu. Trong giai đoạn thiết lập kết nối TCP, hai bên sẽ khởi tạo nhiều biến trạng thái TCP cho kết nối (xem mục 3.7).

“Kết nối” TCP không phải kết nối thực sự giữa hai điểm đầu mút (end-to-end) giống như mạch TDM hay FDM trong mạng chuyển mạch kênh. Nó cũng không phải là mạch ảo bởi vì trạng thái kết nối nằm hoàn toàn trên hệ thống đầu cuối. Giao thức TCP chỉ hoạt động trên thiết bị đầu cuối và không hoạt động trên các thiết bị trung gian (switch, bridge, router). Trong thực tế, các router trung gian chỉ có thể thấy các datagram, không nhìn thấy các kết nối.

Kết nối TCP cung cấp đường truyền dữ liệu **hai hướng** (song công – full duplex). Nếu có kết nối TCP giữa tiến trình A chạy trên một máy tính và tiến trình B chạy trên máy tính khác, khi đó dữ liệu ứng dụng có thể truyền từ A tới B cùng lúc với dữ liệu truyền từ B sang A. Kết nối TCP luôn luôn thuộc kiểu điểm nối điểm, giữa một bên gửi và một bên nhận (point to point). Chế độ truyền “multicasting” (tiến trình gửi có thể gửi đồng thời một thông điệp tới nhiều tiến trình nhận) không thực hiện được trong TCP.

Bây giờ ta hãy nhìn xem kết nối TCP được thiết lập như thế nào? Giả sử có tiến trình đang chạy trên một máy tính muốn khởi tạo đường

truyền tới tiến trình trong một máy tính khác. Nhớ lại rằng tiến trình nào khởi tạo kết nối là tiến trình khách (client) và tiến trình kia là tiến trình phục vụ (server). Đầu tiên tiến trình ứng dụng client yêu cầu thực thi TCP của mình thiết lập đường kết nối tới tiến trình nào đó trên server. Chương trình java thực hiện điều này bằng cách sử dụng mã:

```
Socket clientSocket = new Socket ("hostname", port number);
```

Sau đó thực thi giao vận trong máy client thiết lập kết nối TCP tới thực thi TCP trên máy phục vụ. Chúng ta sẽ thảo luận chi tiết thủ tục thiết lập đường truyền ở cuối mục này. Bây giờ chúng ta chỉ cần biết là đầu tiên máy khách sẽ gửi một gói tin TCP đặc biệt, máy server trả lời bằng một gói TCP đặc biệt thứ hai và cuối cùng client trả lời lại bằng một gói TCP đặc biệt thứ ba. Hai gói TCP đầu tiên không tải, có nghĩa là không có dữ liệu thực sự từ tầng ứng dụng, chỉ bắt đầu từ gói thứ ba mới mang dữ liệu. Vì ba gói dữ liệu đặc biệt này được trao đổi giữa hai máy tính trước khi kết nối, thủ tục thiết lập kết nối này còn được gọi là **giai đoạn bắt tay ba bước** (three way handshake).

Trong lịch sử Vinton Cerf, Robert Kahn và TCP/IP.

Đầu những năm 1970, mạng chuyển mạch gói bắt đầu phát triển mạnh mẽ, và mạng APPAnet, tiền thân của Internet - chỉ là một trong các kiểu mạng như vậy. Mỗi kiến trúc mạng đều có giao thức riêng của mình. Hai nhà nghiên cứu, Vinton Cerf và Robert Kahn, nhận thấy tầm quan trọng của việc kết nối các mạng lại với nhau, đã cùng nhau phát triển giao thức liên mạng với tên gọi TCP/IP (viết tắt của Transmission Control Protocol/Internet Protocol). Mặc dù lúc đầu Cerf và Kahn xem giao thức này là một thực thể duy nhất, nhưng ngay sau đó nó được tách ra thành hai phần riêng biệt, hoạt động độc lập với nhau là TCP và IP. Cerf và Kahn đã công bố về TCP/IP vào 5/1974 trong IEEE Transactions on Communications Technology.

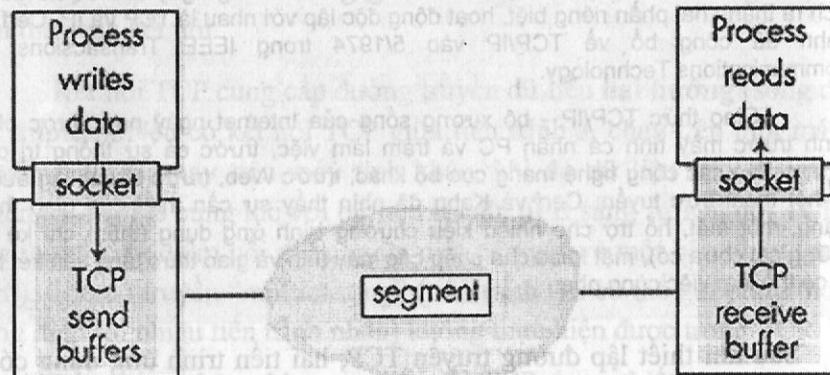
Giao thức TCP/IP - bộ xương sống của Internet ngày nay, được phát minh trước máy tính cá nhân PC và trạm làm việc, trước cả sự thống trị của Ethernet và các công nghệ mạng cục bộ khác, trước Web, trước streaming audio và hội thoại trực tuyến. Cerf và Kahn đã nhìn thấy sự cần thiết của giao thức mạng, một mặt, hỗ trợ cho nhiều kiểu chương trình ứng dụng (thậm chí cả những cái chưa có), mặt khác cho phép các máy tính và giao thức tầng liên kết bắt kỳ có thể làm việc cùng nhau.

Sau khi thiết lập đường truyền TCP, hai tiến trình ứng dụng có thể trao đổi dữ liệu với nhau. TCP là kênh truyền song công nên máy tính có thể gửi và nhận đồng thời. Xét quá trình gửi dữ liệu từ tiến trình client tới tiến

trình server. Tiết trình client sẽ “đỗ” luồng dữ liệu qua socket (“cửa” của tiết trình - xem mục 2.6). Khi đã qua cửa, tiết trình gửi sẽ không kiểm soát được dữ liệu mà chính thực thể TCP chạy trên máy client sẽ chịu trách nhiệm kiểm soát. Trong Hình 3.27, TCP đẩy dữ liệu vào bộ đệm gửi (send buffer), một trong các bộ đệm được khởi tạo trong quá trình thiết lập kết nối. Sau đó TCP sẽ lấy và gửi dần dữ liệu trong bộ đệm gửi. Tuy nhiên, đặc tả TCP không xác định tường minh khi nào TCP phải gửi dữ liệu trong bộ đệm. Thường nó chỉ yêu cầu TCP “gửi khi thuận tiện”. Lượng dữ liệu ứng dụng lớn nhất có thể đặt trong một segment giới hạn bởi MMS (maximum segment size). Giá trị MMS phụ thuộc vào chính phần mềm triển khai TCP (thường là hệ điều hành) và có thể cấu hình được. Các giá trị MMS phổ biến thường là 1500 byte, 536 byte hay 512 byte. (Độ lớn của segment thường được giới hạn để tránh hiện tượng phân mảnh IP, một hiện tượng sẽ được đề cập trong chương sau). Chú ý MMS là lượng dữ liệu ứng dụng lớn nhất trong segment, chứ không phải là kích thước lớn nhất của segment TCP bao gồm cả tiêu đề (header).

Thực thể TCP gói dữ liệu cùng với TCP header trong TCP segment. TCP segment được chuyển xuống dưới tầng mạng và được đặt trong gói tin của tầng mạng (IP datagram) để gửi qua mạng. Ở phía nhận, thực thể TCP sẽ đặt dữ liệu vào bộ đệm nhận (receiver buffer) của kết nối TCP. Ứng dụng sẽ đọc dòng dữ liệu này từ bộ đệm. Mỗi kết nối đều có bộ đệm gửi và bộ đệm nhận. Bộ đệm gửi và nhận cho dữ liệu được minh họa trên Hình 3.27.

Chú ý rằng bộ đệm, các biến trạng thái, và socket tạo thành kết nối TCP chỉ nằm trên hai thiết bị đầu cuối chứ không nằm trên các thiết bị trung gian (router, hub, switch...).



Hình 3.27 Bộ đệm của thực thể TCP

3.5.2 Cấu trúc TCP Segment

Sau khi đã nói qua về TCP, bây giờ chúng ta sẽ xem xét cấu trúc gói dữ liệu TCP (TCP segment). TCP segment bao gồm các trường tiêu đề và trường dữ liệu. Trường dữ liệu chứa một phần dữ liệu ứng dụng. Như đã nói ở trên, giá trị MMS giới hạn độ lớn trường dữ liệu của segment. Khi TCP gửi một file lớn - ví dụ file ảnh trong trang Web, nó phải chia file thành các đoạn có kích thước MMS (ngoại trừ đoạn cuối cùng có độ lớn bé hơn hoặc bằng MMS). Tuy nhiên độ lớn dữ liệu của các ứng dụng tương tác thường nhỏ hơn MMS. Ví dụ, với ứng dụng đăng nhập từ xa (Telnet), trường dữ liệu trong TCP segment thường chỉ là 1 byte. Độ lớn trường tiêu đề của TCP là 20 byte (của UDP là 12 byte). Segment được Telnet gửi có thể chỉ có 21 byte.

Hình 3.28 minh họa cấu trúc TCP segment. Tương tự UDP, tiêu đề TCP bao gồm trường số hiệu cổng nguồn, số hiệu cổng đích để thực hiện dịch vụ dồn, phân kênh dữ liệu cho các ứng dụng bên trên và trường Checksum. Tuy nhiên tiêu đề của TCP segment còn có các trường sau:

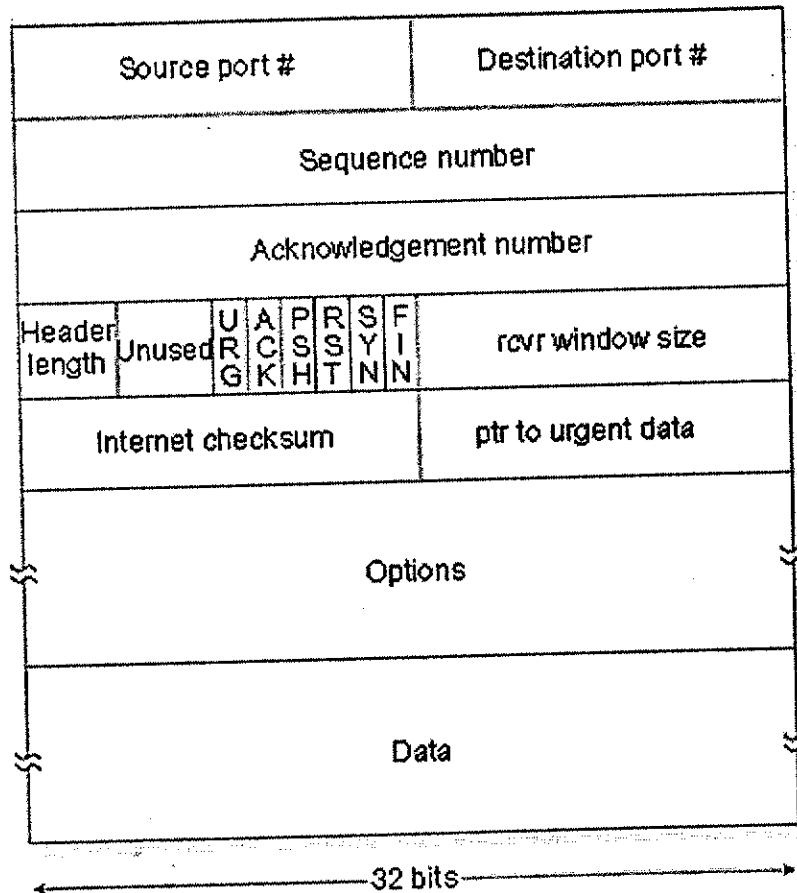
Trường số thứ tự (sequence number) 32 bit và trường số biên nhận (acknowledge number) 32 bit được bên gửi và bên nhận sử dụng trong việc cung cấp dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy, sẽ được đề cập kĩ hơn trong phần dưới đây.

Trường độ lớn cửa sổ (window size) 16 bit được sử dụng để kiểm soát lưu lượng. Đây chính là số lượng dữ liệu tối đa (tính theo byte) mà bên nhận có thể chấp nhận được.

Trường độ dài tiêu đề (length field) 4 bit xác định độ dài của tiêu đề TCP theo đơn vị là các từ 32 bit. Tiêu đề TCP có thể có độ dài thay đổi phụ thuộc trường option (Nếu trường option rỗng, thì chiều dài của tiêu đề TCP là 20 byte).

Trường option là tùy chọn, có thể thay đổi tùy ý. Trường này được sử dụng khi bên gửi, bên nhận có thể thương lượng về giá trị MMS hoặc giá trị gia tăng của cửa sổ trong mạng cao tốc. Lựa chọn nhãn thời gian (timestamping) cũng được định nghĩa. Xem RFC 854 và RFC 1323 để biết thêm chi tiết.

Trường cờ (flag) gồm 6 bit. Bit ACK được sử dụng để chỉ ra rằng giá trị đặt trong trường biên nhận là đúng. Các bit RST, SYN và FIN được sử dụng trong việc thiết lập hay đóng kết nối. Khi bit PSH được bật, thì đây là dấu hiệu để yêu cầu bên nhận phải chuyển dữ liệu lên tầng trên ngay lập tức. Cuối cùng, bit URG được dùng để báo hiệu dữ liệu trong segment được thực thể tầng trên phía gửi tạo ra là “khẩn cấp”. Vị trí byte cuối cùng của dữ liệu khẩn cấp được xác định bởi con trỏ dữ liệu khẩn 16 bit (ptr to urgent data). TCP phải báo cho tầng trên biết có dữ liệu khẩn và đặt con trỏ vào cuối dữ liệu khẩn (Trong thực tế, PSH, URG và con trỏ dữ liệu khẩn không được sử dụng)

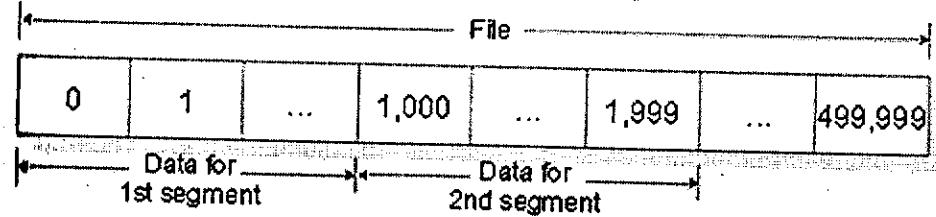


Hình 3.28 Cấu trúc gói dữ liệu TCP

3.5.3 Số thứ tự và Số biên nhận

Hai trong số những trường quan trọng nhất của tiêu đề TCP segment là trường số thứ tự và trường số biên nhận. Trước khi nói đến những trường này được sử dụng để cung cấp đường truyền dữ liệu tin cậy như thế nào, chúng ta cần nói đến những trường này nhận giá trị gì.

TCP xem dữ liệu là dòng các byte không có cấu trúc nhưng có thứ tự và TCP sẽ đánh số thứ tự cho từng byte của dòng dữ liệu này. Mỗi segment có một số thứ tự, là số thứ tự của byte đầu tiên của segment. Xét ví dụ sau: Giả sử có tiến trình trên máy A muốn gửi dòng dữ liệu tới tiến trình trên máy B thông qua kết nối TCP. Thực tế TCP trên máy A sẽ đánh số thứ tự cho từng byte trong dòng dữ liệu. Giả sử dòng dữ liệu này chứa file có kích thước 500.000 byte, giá trị MMS là 1000 byte, và byte đầu tiên của dòng dữ liệu được đánh số thứ tự 0. Trong Hình 3.29, TCP sẽ tạo ra 500 segment từ dòng dữ liệu này. Segment đầu tiên có số thứ tự 0, segment thứ hai có số thứ tự là 1000, segment thứ ba có số thứ tự là 2000,... Mỗi số thứ tự như vậy được chèn vào trường số thứ tự trong tiêu đề của TCP segment tương ứng.



Hình 3.29 Chia nhỏ file dữ liệu vào các TCP segment

Số biên nhận phức tạp hơn số thứ tự. Vì TCP là kênh truyền song công nên A có thể nhận được dữ liệu từ B trong khi nó gửi dữ liệu tới B (lên cùng kết nối TCP). Mỗi segment đến từ máy B có một số thứ tự cho dòng dữ liệu đi từ B sang A. **Số biên nhận mà máy A đặt trong segment của nó sẽ là số thứ tự của byte tiếp theo mà máy A đang chờ máy B gửi tới.** Để có thể hiểu rõ hơn chúng ta xét ví dụ sau: Giả sử rằng máy A đã nhận được tất cả các byte từ byte số 0 đến byte số 535 máy B gửi đến và giả sử máy A cũng gửi một segment tới máy B. Trong trường hợp này, máy A đợi byte thứ 536 và toàn bộ các byte tiếp theo trong dòng dữ liệu từ máy B. Khi

đó máy A đặt giá trị 536 vào trường số biên nhận của segment mà nó gửi tới máy B.

Một ví dụ khác, giả sử rằng máy A đã nhận được một segment từ máy B bao gồm byte 0 đến byte 535 và một segment khác bao gồm byte 900 đến byte 1000. Vì lý do nào đó, máy A không nhận được byte thứ 536 đến byte 899. Trong trường hợp này, máy A sẽ vẫn đợi byte thứ 536 (và các byte tiếp theo) để tạo lại dòng dữ liệu của máy B. Do đó, trong segment tiếp theo bên A gửi cho bên B, trường số biên nhận vẫn chứa giá trị 536. TCP biên nhận tất cả các byte cho đến byte đầu tiên chưa nhận được (còn thiếu trong dòng dữ liệu), cho nên có thể nói TCP biên nhận kiểu tích luỹ (**cummulative acknowledgement**).

Ví dụ cuối cùng đưa ra vấn đề quan trọng nhưng đơn giản. Bên A nhận được segment thứ ba (byte thứ 900 đến 1.000) trước khi nhận được segment thứ hai (byte thứ 536 đến byte 899). Khi đó segment thứ ba đến không theo đúng thứ tự. Vấn đề ở đây sẽ là máy tính sẽ làm gì khi nó nhận được một segment không đúng thứ tự trong kết nối TCP? Rất thú vị, các đặc tả RFC TCP không đưa ra bất cứ một quy tắc nào để giải quyết. Chính người lập trình phần mềm TCP sẽ đưa ra cách giải quyết. Về cơ bản, có hai lựa chọn: (1) Bên nhận ngay lập tức loại bỏ các byte không đúng thứ tự hoặc (2) bên nhận giữ lại các byte không đúng thứ tự và chờ đến khi nhận được các byte thiếu, tạo thành dòng dữ liệu liên tục. Rõ ràng giải pháp sau có hiệu quả hơn nếu đánh giá theo hiệu suất mạng, trong khi đó giải pháp thứ nhất đơn giản hóa việc cài đặt TCP. Trong quyển sách nhập môn này, chúng ta sẽ coi TCP phía nhận loại bỏ các segment không đúng thứ tự.

Trong Hình 3.30 chúng ta mặc định số thứ tự khởi tạo bắt đầu từ số 0. Nhưng trên thực tế, cả hai phía kết nối TCP đều chọn ngẫu nhiên giá trị số thứ tự khởi tạo ban đầu. Điều này sẽ giảm thiểu xác suất có một gói tin của một kết nối đã kết thúc giữa hai máy tính tồn tại quá lâu trên mạng và bị hiểu nhầm là một segment hợp lệ của một kết nối khác giữa chính hai máy tính đấy.

3.5.4 Telnet: Một ví dụ về số thứ tự và số biên nhận

Telnet đặc tả trong khuyến nghị RFC 854 là giao thức đăng nhập từ xa phổ biến ở tầng ứng dụng. Nó chạy trên nền TCP và được thiết kế để làm

việc giữa một cặp máy bất kỳ. Không giống các ứng dụng trao đổi dữ liệu đề cập trong chương hai, Telnet là ứng dụng mang tính tương tác. Chúng ta thảo luận ví dụ Telnet ở đây để có thể hiểu rõ hơn số thứ tự và số biên nhận của TCP.

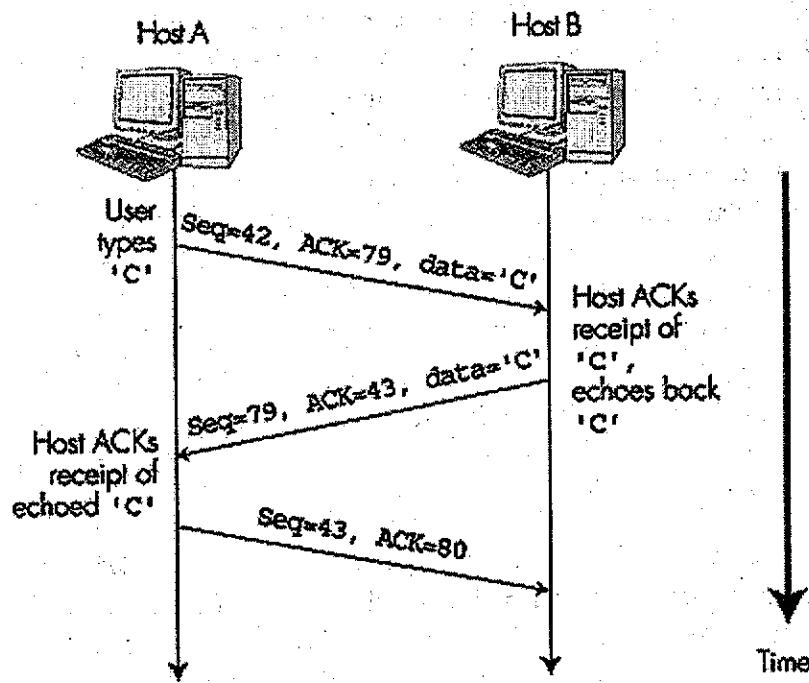
Giả sử máy A thiết lập một phiên Telnet với máy B. Máy A thiết lập phiên làm việc nên đóng vai trò client, máy B đóng vai trò server. Mỗi ký tự được người dùng gõ vào (tại phía client A) sẽ được gửi tới máy B; B sẽ gửi lại A bản sao của ký tự đó. Sau đó A sẽ hiển thị ký tự đó trong màn hình Telnet của người sử dụng. Tín hiệu “echo back” được sử dụng để chắc chắn rằng ký tự mà người sử dụng nhìn thấy đã được nhận và xử lý tại máy tính ở ka. Như vậy mỗi ký tự sẽ được truyền qua mạng hai lần trong khoảng thời gian người dùng gõ phím tới khi ký tự được hiển thị trên màn hình của người sử dụng.

Bây giờ giả sử rằng người sử dụng gõ một phím bất kì, chẳng hạn là ‘C’. Hãy kiểm tra xem các TCP segment được trao đổi giữa client và server. Trên Hình 3.31, chúng ta coi số thứ tự bắt đầu của client là 42 và của server là 79. Như đã nói trên, số thứ tự của segment chính là số thứ tự của byte đầu tiên trong trường dữ liệu. Khi đó, segment đầu tiên được gửi từ phía client sẽ có số thứ tự là 42; segment đầu tiên được gửi từ phía server sẽ có số thứ tự là 79. Số biên nhận là số thứ tự của byte tiếp theo trong dòng dữ liệu đang đợi nhận. Như vậy, ngay sau khi kết nối TCP được thiết lập - nhưng trước dữ liệu thực sự được gửi, bên client sẽ đợi byte có số thứ tự 79 và bên server sẽ đợi byte có số thứ tự 42. Trên hình 3.31 ba segment đã được trao đổi. Segment đầu tiên được client gửi tới server, chứa một byte mã ASCII của ký tự ‘C’ trong trường dữ liệu. Trường số thứ tự của segment đầu tiên nhận giá trị 42. Vì client chưa nhận được bất kỳ dữ liệu nào từ server, nên trường số biên nhận trong segment này nhận giá trị 79.

Segment thứ hai được server gửi cho client. Có hai điểm chú ý với segment này, đầu tiên server biên nhận cho dữ liệu vừa nhận được. Với giá trị 43 trong trường số biên nhận, server báo cho client rằng nó nhận đúng tất cả các byte có số thứ tự không vượt 42 và bây giờ đang chờ nhận byte thứ 43. Thứ hai là segment này sẽ chứa lại ký tự ‘C’ (phản hồi lại). Lúc ấy trường dữ liệu của segment thứ hai chứa mã ASCII của ký tự ‘C’. Giá trị

trường số thứ tự của segment thứ hai này là 79 - là số thứ tự của byte đầu tiên trong dòng dữ liệu chuyển từ server sang client. Chú ý rằng biên nhận cho dữ liệu từ client tới server được đặt ngay trong segment chứa dữ liệu từ server tới client. Đây gọi là biên nhận ghép đuôi (piggybacking).

Segment thứ ba được gửi từ client tới server. Mục đích duy nhất của nó là biên nhận dữ liệu nhận được từ server (chú ý segment thứ hai chứa dữ liệu là kí tự 'C' từ server tới client). Segment thứ ba có trường dữ liệu rỗng (biên nhận không đi kèm với dữ liệu gửi đến server). Trường số biên nhận của segment này nhận giá trị 80 vì client đã nhận được tất cả các byte có số thứ tự không vượt 79 và đang đợi byte có số thứ tự 80. Có lẽ bạn nghĩ thật không bình thường khi segment này cũng có số thứ tự khi nó chẳng chứa dữ liệu. Nhưng tiêu đề TCP có trường số thứ tự, nên phải đặt giá trị nào đó vào trong trường này.



Hình 3.31 Số thứ tự và số biên nhận trong ví dụ Telnet

3.5.5 Truyền dữ liệu tin cậy

Dịch vụ tầng mạng của Internet không tin cậy: IP không đảm bảo việc chuyển datagram, không đảm bảo gửi datagram đúng thứ tự cũng như không đảm bảo tính toàn vẹn dữ liệu. Với dịch vụ IP, datagram có thể bị tràn qua bộ đệm router và do đó không bao giờ đến được đích, dữ liệu có thể đến không đúng thứ tự hay các bit trong datagram có thể bị lỗi. Bởi vì segment của tầng giao vận được đặt trong IP datagram để truyền qua mạng nên segment của tầng giao vận cũng có thể phải gặp những vấn đề nêu trên.

TCP tạo ra đường truyền dữ liệu tin cậy trên dịch vụ không tin cậy của IP. Dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy của TCP đảm bảo dòng dữ liệu tới đích nhận không có lỗi, liên tục, không trùng lặp dữ liệu, đúng thứ tự. Có nghĩa là dòng byte nhận được giống hệt dòng byte gửi đi. Mục này nghiên cứu cách thức cung cấp dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy của TCP. Chúng ta sẽ thấy rằng dịch vụ truyền dữ liệu tin cậy của TCP sử dụng rất nhiều nguyên tắc cơ bản đã nghiên cứu trong mục 3.4.

Hình 3.32 minh họa 3 sự kiện chính liên quan đến việc truyền hay lặp lại dữ liệu tại phía bên gửi TCP. Để đơn giản, chúng ta coi kết nối TCP giữa hai máy A và B chuyển dữ liệu từ máy A tới máy B. Tại phía gửi (máy A), thực tế TCP lấy dữ liệu của tầng ứng dụng, đóng gói trong các segment và chuyển xuống tầng mạng. Do đó nhận dữ liệu từ tầng ứng dụng, đóng gói dữ liệu trong các segment và gửi segment đi chính là sự kiện quan trọng đầu tiên mà thực tế TCP bên gửi phải xử lý. Ngay sau khi chuyển segment cho IP, TCP khởi động timer cho segment đó. Thời gian đợi hết (timeout) gây ra một ngắt tại máy A. TCP phản ứng với sự kiện timeout, đây chính là sự kiện thứ hai mà bên gửi TCP phải xử lý bằng cách truyền lại segment gây ra ngắt thời gian.

Sự kiện thứ ba mà bên gửi TCP phải xử lý là nhận được một segment biên nhận (ACK) từ bên gửi (chính xác hơn là một segment chứa số trị trường biên nhận ACK hợp lệ). Ở đây, thực tế TCP phía gửi phải quyết định đó là ACK lần đầu tiên nhận được (tức là biên nhận cho một segment đã gửi nhưng chưa được biên nhận) hay chỉ là ACK trùng lặp (biên nhận lại một gói tin đã từng được biên nhận). Trong trường hợp thứ nhất thì bên gửi sẽ biết rằng tất cả các byte có số thứ tự không vượt giá trị biên nhận nhận được đã được gửi thành công. Khi đó, bên gửi có thể cập nhật biến trạng thái TCP kiểm soát số thứ tự của byte cuối cùng mà nó cho rằng đã nhận chính xác và theo đúng thứ tự tại phía bên nhận.

Trên thực tế

TCP cung cấp đường truyền tin cậy bằng cách sử dụng ACK và timer giống như trong mục 3.4. TCP biên nhận cho dữ liệu đã được nhận chính xác, và truyền lại segment nếu cho rằng segment hay biên nhận tương ứng của nó bị mất hoặc có lỗi. Phiên bản hiện thời của TCP cũng có cơ chế NAK ẩn, đây là cơ chế truyền lại nhanh của TCP khi nhận được ba ACK cho cùng một segment được gửi. TCP sử dụng số thứ tự cho phép bên nhận xác định segment bị mất hoặc trùng lặp. Cái này tương tự như trường hợp giao thức truyền dữ liệu tin cậy của chúng ta. TCP không chắc chắn được segment hay biên nhận của nó bị lỗi, bị mất hay chỉ đến trễ, nó xử lý giống hệt nhau: truyền lại.

TCP cũng thực hiện việc gửi liên tục (cơ chế đường ống), cho phép bên gửi có thể gửi nhiều segment mà chưa cần nhận biên nhận ngay. Cơ chế này cho phép nâng cao hiệu suất của đường truyền. Số lượng tối đa các segment được gửi chưa cần biên nhận phụ thuộc vào cơ chế kiểm soát lưu lượng và kiểm soát tắc nghẽn của TCP. Cả hai cơ chế này đều được nghiên cứu trong các phần sau.

Để hiểu về phản ứng của bên gửi khi nhận được ACK trùng lặp, đầu tiên chúng ta phải xét tại sao bên nhận gửi ACK trùng lặp. Bảng 3.1 tóm tắt các chính sách chung của thực thể TCP nhận. Khi nhận được segment có số thứ tự lớn hơn số thứ tự đang được mong đợi, bên nhận phát hiện có đoạn trùng trong dòng dữ liệu - nghĩa là thiếu segment. Vì TCP không sử dụng biên nhận phủ định (NAK) nên bên nhận không thể gửi biên nhận phủ định. Thay vào đó, nó biên nhận lại byte đúng thứ tự cuối cùng mà nó nhận được (tạo ra ACK trùng lặp). Nếu bên gửi TCP nhận được 3 ACK trùng lặp cho cùng một segment, nó sẽ cho rằng segment ngay sau segment được biên nhận ba lần bị mất. Trong trường hợp này, TCP thực hiện cơ chế truyền lại nhanh (fast retransmit) [RFC 258], gửi lại segment bị cho là mất trước khi timer của segment đó hết hạn (kết thúc).

```
/*assume sender is not constrained by TCP flow or
congestion control, that data from above is less than MSS in
size, and that data transfer is in one direction only
*/
sendbase=initial_sequence number /*see Figure 3.18*/
nextseqnum=initial_sequence number
```

```
loop (forever) {
    switch(event)
        event: data received from application above
        create TCP segment with sequence number nextseqnum
        start timer for segment nextseqnum
        pass segment to IP
        nextseqnum=nextseqnum+length(data)
        break; /* end of event data received from above */

        event: timer timeout for segment with sequence number y
        retransmit segment with sequence number y
        compute new timeout interval for segment y
        restart timer for sequence number y
        break; /* end of timeout event */

        event: ACK received, with ACK field value of y
        if (y > sendbase) {/* cumulative ACK of all data up to y */
            cancel all timers for segments with sequence numbers < y
            sendbase=y
        }
        else { /* a duplicate ACK for already ACKed segment */
            increment number of duplicate ACKs received for y
            if (number of duplicate ACKs received for y==3) {
                /* TCP fast retransmit */
                resend segment with sequence number y
                restart timer for segment y
            }
        }
        break; /* end of ACK received event */
    }
    /* end of loop forever */
}
```

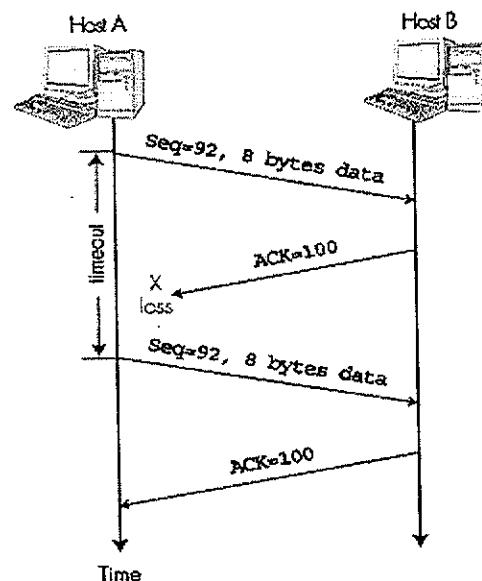
Hình 3.31 Bên gửi của TCP

Sự kiện	Hành động tiếp nhận của TCP
Segment đến có số thứ tự là số thứ tự mong muốn. Tất cả dữ liệu đến thứ tự mong muốn đã được biên nhận. Không có khoảng trống trong dữ liệu nhận được	Trì hoãn ACK. Đợi segment đúng thứ tự tiếp theo trong khoảng thời gian 500ms. Nếu segment này không xuất hiện mới gửi ACK
Segment đến có số thứ tự là số thứ tự mong muốn. Segment đến trước đã đợi gửi biên nhận. Không có khoảng trống trong dữ liệu nhận được	Ngay lập tức gửi đi ACK tích lũy duy nhất biên nhận cho cả hai segment đúng thứ tự.

Segment không đúng thứ tự đến, có số thứ tự cao hơn số thứ tự mong muốn nhận. Phát hiện có khoảng trống dữ liệu.	Ngay lập tức gửi đi ACK trùng lặp và chỉ ra số thứ tự của byte mong muốn nhận tiếp theo.
Segment đến lặp đày một phần hoặc toàn bộ khoảng trống trong dữ liệu nhận được	Ngay lập tức gửi đi ACK biên nhận cho đoạn dữ liệu đúng thứ tự liên tục lớn nhất nhận được

Hình 3.32

Một vài trường hợp tiêu biểu

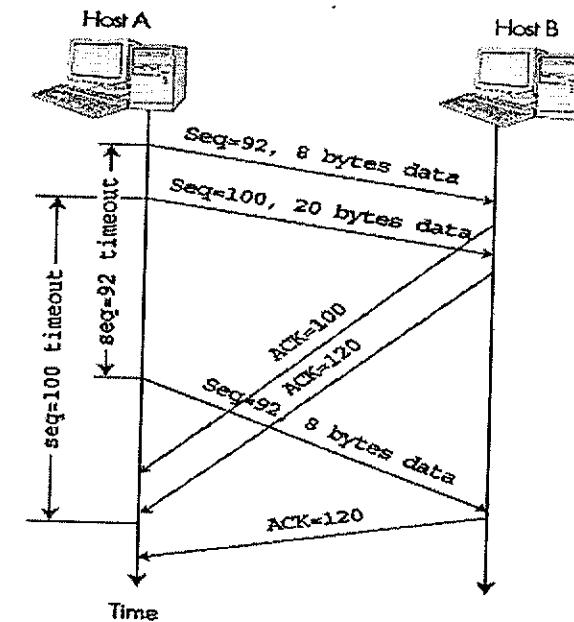


Hình 3.33 Truyền lại vì mất ACK

Chúng ta kết thúc trình bày ở đây để xem xét vài trường hợp đơn giản. Hình 3.33 mô tả trường hợp máy tính A gửi một segment tới máy tính B. Giả sử segment này có số thứ tự là 92 và có 8 byte dữ liệu. Sau khi gửi, máy A chờ segment ACK với giá trị biên nhận 100 từ máy B. Mặc dù segment gửi từ máy A đã đến máy B nhưng ACK gửi từ máy B đến máy A bị mất. Trong trường hợp này, khi hết thời gian đợi, máy A truyền lại một segment giống hệt cho B. Dĩ nhiên khi nhận được segment truyền lại, máy B sẽ phát hiện sự trùng lặp nhờ trường số thứ tự. Vì vậy thực thể TCP trên máy B sẽ loại bỏ segment truyền lại.

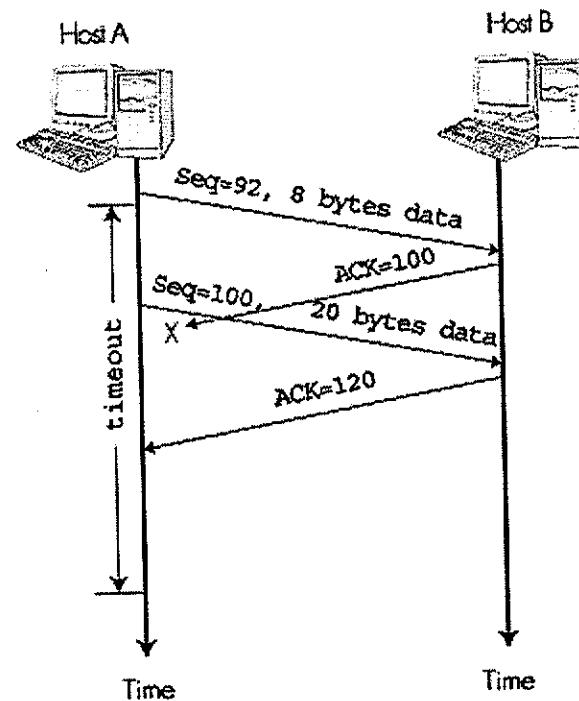
Trong trường hợp thứ hai, máy A gửi hai segment liên tiếp. Segment đầu tiên có số thứ tự là 92 và 8 byte dữ liệu, segment thứ hai có số thứ tự là 100 và 20 byte dữ liệu. Giả sử cả hai segment này đều đến máy B nguyên vẹn và máy B gửi biên nhận ACK riêng rẽ cho từng segment. ACK cho segment đầu tiên có số biên nhận là 100 và cho segment thứ hai là 120. Lại giả sử rằng cả hai ACK đều không đến được máy A trước khi hết thời gian đợi của segment đầu tiên. Khi hết thời gian đợi, máy A gửi lại segment đầu tiên có số thứ tự 92. Vậy máy A có gửi lại segment thứ hai không? Theo quy tắc mô tả trên, máy A chỉ gửi lại segment thứ hai nếu hết thời gian đợi trước khi ACK có số biên nhận 120 hoặc lớn hơn đến. Vì vậy, như minh họa trên hình 3.33, nếu ACK thứ hai không mất và đến trước timeout của segment thứ hai thì máy A sẽ không phải gửi lại segment thứ hai.

Trong trường hợp thứ ba và cũng là trường hợp cuối cùng, giả sử máy tính A gửi hai segment giống nhau trong ví dụ hai. ACK của segment đầu tiên bị mất, nhưng trước khi hết thời gian đợi của segment đầu tiên, máy B nhận được ACK có số biên nhận 120 - do đó máy A hiểu rằng máy B đã nhận được tất cả các byte đến tận byte thứ 119, vì vậy máy A không phải gửi lại segment nào trong hai segment. Trường hợp này được minh họa trên Hình 3.34.



Hình 3.34 Segment không cần truyền lại vì ACK đến trước khi hết thời gian đợi

Mặc dù trong phần trước chúng ta đã nói TCP là giao thức kiểu Go-Back-N vì các giá trị biên nhận mang tính tích luỹ và bên nhận không biên nhận cho các segment đã nhận đúng nhưng không theo số thứ tự. Kết quả là (xem Hình 3.31 và Hình 3.18) TCP bên gửi chỉ cần ghi nhớ số thứ tự nhỏ nhất của byte đã được gửi nhưng chưa được biên nhận (*sendbase*) và số thứ tự cho byte tiếp theo sẽ được gửi đi (*nextseqnum*). Tuy nhiên cần lưu ý rằng mặc dù thành phần truyền dữ liệu tin cậy của TCP giống Go-Back-N, nhưng không phải giống hoàn toàn. Để phân biệt một số điểm khác nhau giữa TCP và Go-Back-N, chúng ta hãy xem điều gì sẽ xảy ra khi bên gửi gửi các segment liên tiếp 1, 2, ..., N, tất cả segment này đều được nhận đúng thứ tự và không có lỗi. Giả sử ACK của segment $n < N$ bị mất nhưng ACK của $N-1$ segment còn lại đến bên nhận trước khi hết thời gian đợi của từng segment. Trong trường hợp này, Go-Back-N sẽ truyền lại không chỉ packet n mà còn là tất cả những gói tin sau $n+1, n+2, \dots, N$. TCP sẽ truyền lại nhiều nhất là segment thứ n . Thậm chí TCP sẽ không truyền lại segment thứ n nếu ACK cho segment thứ $n+1$ đến trước khi hết thời gian đợi (timeout) của segment thứ n .

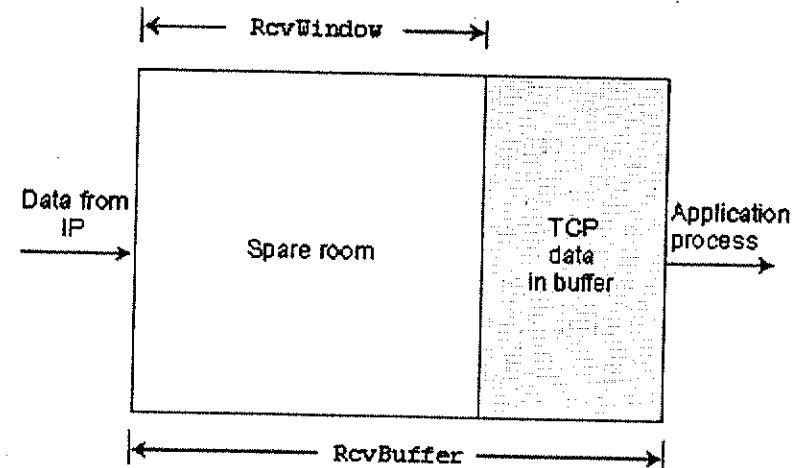


Hình 3.35 ACK tích luỹ tránh việc truyền lại segment đầu tiên

Gần đây có một số đề xuất [RFC 2018] mở rộng cơ chế biên nhận của TCP cho giống kiểu giao thức Selective Repeat. Ý tưởng chính trong những đề xuất này là cung cấp cho bên gửi những thông tin tường minh về segment nào đã được nhận đúng và segment nào chưa nhận được.

3.5.6 Kiểm soát lưu lượng

Nhắc lại rằng, thiết bị đầu cuối ở mỗi phía của kết nối TCP đều có bộ đệm dữ liệu (buffer). Khi nhận được đúng một dòng byte liên tục (đúng thứ tự), TCP sẽ đặt dòng byte này vào bộ đệm nhận (receive buffer). Tiền trinh ứng dụng nhận sẽ đọc dữ liệu từ bộ đệm này, nhưng không nhất thiết là phải đọc ngay khi dữ liệu đến. Có thể tiền trinh ứng dụng nhận phải thực hiện nhiều tác vụ khác nên chưa đọc ngay dữ liệu trong bộ đệm. Nếu ứng dụng đọc dữ liệu chậm thì bên gửi có thể làm tràn bộ đệm nhận do dữ liệu được gửi quá nhiều và quá nhanh. Chính vì lý do này TCP cung cấp dịch vụ **Kiểm soát lưu lượng (flow control)** để tránh hiện tượng bên gửi làm tràn bộ đệm bên nhận. Kiểm soát lưu lượng là quá trình làm tương thích (matching) **về tốc độ**: tương thích giữa tốc độ gửi và tốc độ nhận. Như đã lưu ý ở phần trước, bên gửi TCP cũng bị giới hạn do tắc nghẽn trong mạng IP, đây chính là cơ chế kiểm soát tắc nghẽn (congestion control) của TCP. Mặc dù kiểm soát lưu lượng giống kiểm soát tắc nghẽn (hạn chế tốc độ gửi của bên gửi), tuy nhiên chúng được thực hiện với những mục đích khác nhau. Nhiều người coi hai thuật ngữ này tương đương nhau, vì vậy người đọc nên xem kỹ để phân biệt hai trường hợp.



Hình 3.36 Biến receive window và bộ đệm nhận

Để cung cấp cơ chế kiểm soát lưu lượng, TCP bên gửi sử dụng biến **receive window**. Đây là giá trị mà bên nhận báo cho bên gửi biết độ lớn vùng đệm còn rỗng của mình. Trong kết nối hai hướng, ở mỗi phía kết nối có một giá trị **receive window riêng**. Giá trị receive window thay đổi trong thời gian kết nối. Chúng ta hãy nghiên cứu giá trị receive window trong ví dụ truyền file. Giả sử máy A gửi một file lớn tới máy B qua kết nối TCP. Máy B sẽ khởi tạo bộ đệm cho kết nối này với độ lớn **RecvBuffer**. Tiến trình ứng dụng trên B đọc dữ liệu từ bộ đệm. Chúng ta định nghĩa một số biến sau:

LastByteread = số thứ tự của byte cuối cùng trong dòng dữ liệu mà tiến trình ứng dụng trong máy B đọc từ buffer

LastByteRcvd = số thứ tự byte cuối cùng trong dòng dữ liệu đến từ mạng và được để trong receive buffer trên máy B

Vì TCP không cho phép tràn bộ đệm nên:

LastByteRcvd – LastByteread <= RecvBuffer

Receive window là giá trị **RcvWindow**, là độ lớn vùng đệm rỗng:

RcvWindow = RcvBuffer - [LastByteRcvd - LastByteread]

Bởi vì độ lớn vùng đệm rỗng thay đổi theo thời gian nên giá trị **RcvWindow** cũng biến đổi. Biến **RcvWindow** được minh họa trong Hình 3.35.

Kết nối sử dụng biến **RcvWindow** để cung cấp dịch vụ kiểm soát lưu lượng như thế nào? Máy B báo cho máy A độ lớn vùng rỗng trong bộ đệm của mình bằng cách đặt giá trị **RcvWindow** hiện thời vào trong trường **window** của tất cả các segment gửi tới A. Ban đầu máy B thiết lập **RcvWindow=RcvBuffer**. Rõ ràng để đạt được điều này thì máy B phải kiểm soát vài biến kết nối.

Máy A cũng có hai biến **LastByteSent** và **LastByteAcked**. Độ lệch giữa hai biến này, **LastByteSent – LastByteAcked** là số lượng dữ liệu chưa được biên nhận mà A gửi qua kết nối. Bằng cách không chê số lượng dữ liệu chưa được biên nhận nhỏ hơn giá trị **RcvWindow**, A đảm bảo không làm tràn bộ đệm tại B. Do vậy trong suốt thời gian kết nối, A phải đảm bảo:

LastByteSent – LastByteAcked ≤ RcvWindow

Một vấn đề kỹ thuật nhỏ nảy sinh ở đây. Giả sử bộ đệm ở máy B đầy, có nghĩa là **RcvWindow = 0**. Sau khi thông báo tới máy A là **RcvWindow = 0**, máy B không có gì để gửi tới máy A. Khi tiến trình ứng dụng ở máy B lấy dữ liệu lên làm cho bộ đệm rỗng thì TCP không gửi segment mới cùng với giá trị **RcvWindow** mới tới máy A – TCP chỉ gửi segment tới A khi có dữ liệu hoặc ACK để gửi. Bởi vậy, máy A sẽ không bao giờ được thông báo đã có thêm khoảng trống trong bộ đệm ở B. Máy A bị “khoá” và không thể truyền thêm dữ liệu. Để giải quyết vấn đề này, đặc tả TCP yêu cầu máy A tiếp tục gửi segment với một byte dữ liệu khi receive window của máy B bằng 0. Những segment này sẽ được B nhận. Khi bộ đệm bắt đầu có vùng rỗng thì trong gói nhận sẽ có cả giá trị khác 0 là **RcvWindow**.

Khác TCP, UDP không có cơ chế kiểm soát lưu lượng. Để hiểu vấn đề này, chúng ta hãy xem thực thể UDP gửi các segment từ tiến trình trên máy A tới tiến trình trên máy B. UDP sẽ đặt các segment (chính xác hơn là dữ liệu trong segment) vào trong một hàng đợi có độ lớn hữu hạn ứng với socket nào đó (“cửa” của tiến trình). Tiến trình đọc lần lượt từng segment trong hàng đợi. Nếu tốc độ đọc của tiến trình không đủ nhanh thì hàng đợi tràn và các segment đến sau sẽ bị mất.

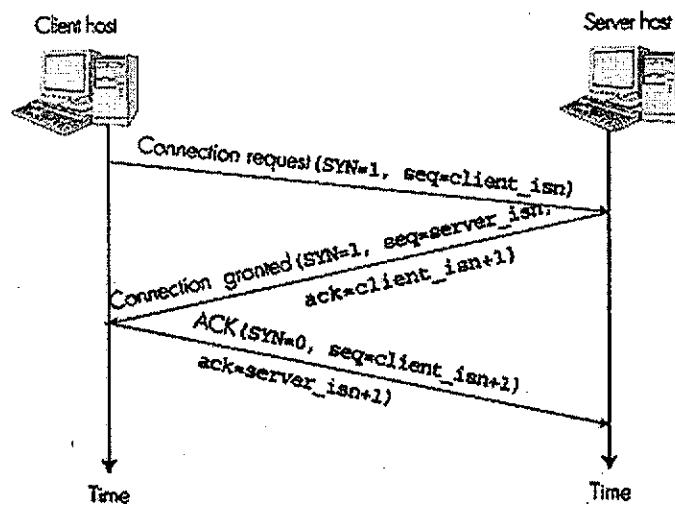
5.7 Quản lý kết nối TCP

Trong phần này chúng ta xem xét một kết nối TCP được thiết lập và phóng như thế nào. Mặc dù đây là vấn đề không hấp dẫn nhưng lại quan trọng bởi vì giai đoạn thiết lập kết nối TCP ảnh hưởng lớn đến độ trễ (chẳng hạn khi duyệt Web). Nay giờ chúng ta xem một kết nối TCP được thiết lập như thế nào? Giả sử tiến trình chạy trên máy client muốn khởi tạo một kết nối tới tiến trình trên server. Đầu tiên tiến trình ứng dụng trên client yêu cầu thực thể TCP của nó (client) thiết lập một kết nối tới một tiến trình trên server. Sau đó thực thể TCP client khởi tạo kết nối TCP tới thực thể TCP server qua những bước sau:

Bước 1: Đầu tiên phía TCP client gửi một segment đặc biệt tới TCP server. Segment đặc biệt này không chứa dữ liệu của tầng ứng dụng nhưng có SYN (một bit thuộc trường cờ (flag)) trong phần tiêu đề được đặt giá trị 1. Khi đó khi segment đặc biệt này được gọi là SYN segment. Ngoài ra

TCP client chọn số thứ tự ban đầu (client_isn) và đặt giá trị này vào trường số thứ tự của SYN segment. Segment này được đặt trong IP datagram để gửi tới server.

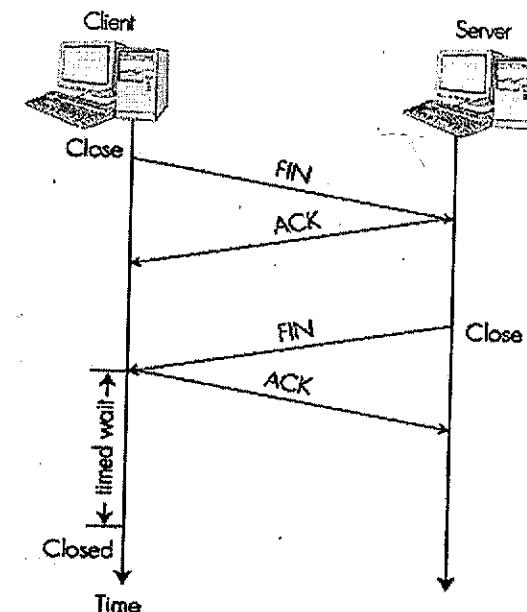
Bước 2: Khi IP datagram chứa TCP segment đến server (nếu đến được) thì server lấy SYN segment ra khỏi datagram, phân phôi bộ đệm và các biến TCP phục vụ kết nối đồng thời gửi đi một segment đặc biệt thông báo chấp nhận kết nối từ client. Segment này cũng không chứa dữ liệu của tầng ứng dụng. Tuy nhiên nó chứa ba thông tin quan trọng trong phần tiêu đề. Thứ nhất bit SYN sẽ được thiết lập giá trị 1. Thứ hai, trường biên nhận trong tiêu đề nhận giá trị client_isn+1. Cuối cùng, server chọn số thứ tự bắt đầu của mình (server_isn) và đặt giá trị này vào trường số thứ tự bắt đầu của segment. Với segment chấp nhận kết nối, server ngũ ý “đã nhận được từ client gói SYN yêu cầu thiết lập kết nối với số thứ tự bắt đầu từ client_isn. Chấp nhận thiết lập kết nối này. Số thứ tự của server bắt đầu từ server_isn”. Đôi khi đây được gọi là SYNACK segment.



Hình 3.37 Giai đoạn bắt tay ba bước trong thiết lập đường truyền của TCP

Bước 3: Khi nhận được segment chấp nhận kết nối, client cũng khởi tạo bộ đệm và các biến phục vụ kết nối. Client gửi segment thứ ba biên nhận cho segment chấp nhận kết nối của server (bằng cách đặt giá trị server_isn+1 vào trường số biên nhận trong tiêu đề của TCP segment). Bit SYN được đặt giá trị 0 vì kết nối đã được thiết lập.

Sau khi thực hiện xong ba bước này thì client và server có thể trao đổi các segment chứa dữ liệu. Bit SYN trong các segment sau được đặt giá trị 0. Như vậy, để thiết lập được kết nối hai máy phải trao đổi ba segment (xem Hình 3.37). Vì thế thủ tục kết nối được xem là **quá trình bắt tay ba bước (three way handshake)**.

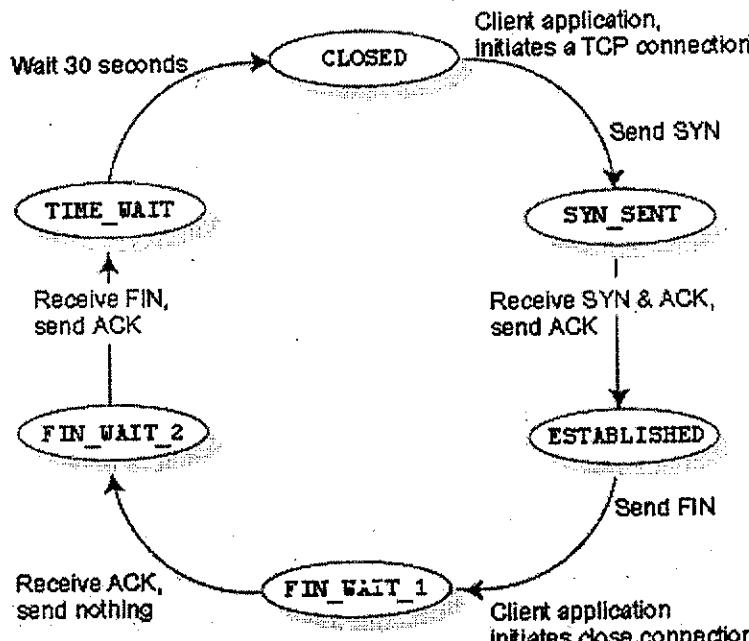


Hình 3.38 Kết thúc kết nối TCP

Bây giờ chúng ta xét đến việc đóng kết nối TCP. Cả hai tiến trình tham gia kết nối TCP đều có thể kết thúc kết nối. Khi kết nối đóng lại thì các tài nguyên phục vụ kết nối (bộ đệm và các biến TCP) trong máy được giải phóng. Ví dụ client quyết định đóng kết nối (Hình 3.38). Tiến trình ứng dụng client sẽ đưa ra lệnh đóng. Khi đó TCP client gửi một segment TCP đặc biệt đến tiến trình server. Đây là FIN segment vì cờ FIN trong segment này được đặt giá trị 1. Khi server nhận được segment FIN, nó sẽ gửi lại cho client một segment ACK biên nhận segment FIN của client. Kế tiếp server trả lại một segment kết thúc FIN (có cờ FIN được đặt giá trị 1). Cuối cùng client gửi segment ACK biên nhận segment FIN của server. Tại thời điểm này thì tất cả tài nguyên trên hai máy đều được giải phóng.

Trong suốt thời gian kết nối TCP, giao thức TCP chạy trên mỗi máy chuyển qua các trạng thái TCP (TCP state). Hình 3.39 minh họa quá trình

thay đổi trạng thái TCP xảy ra bên phía client. TCP client bắt đầu ở trạng thái đóng (CLOSED). Ứng dụng bên phía client khởi tạo một kết nối TCP. Điều này đòi hỏi TCP client gửi SYN segment tới TCP server. Sau khi gửi SYN segment, TCP client chuyển sang trạng thái SYN_SENT. Trong trạng thái SYN_SENT, TCP client đợi SYNACK segment (biên nhận cho SYN segment của mình). Khi nhận được segment này, TCP client chuyển sang trạng thái ESTABLISHED. Ở trạng thái ESTABLISHED, TCP client có thể gửi và nhận TCP segment chứa dữ liệu (là dữ liệu thực sự do ứng dụng tạo ra).

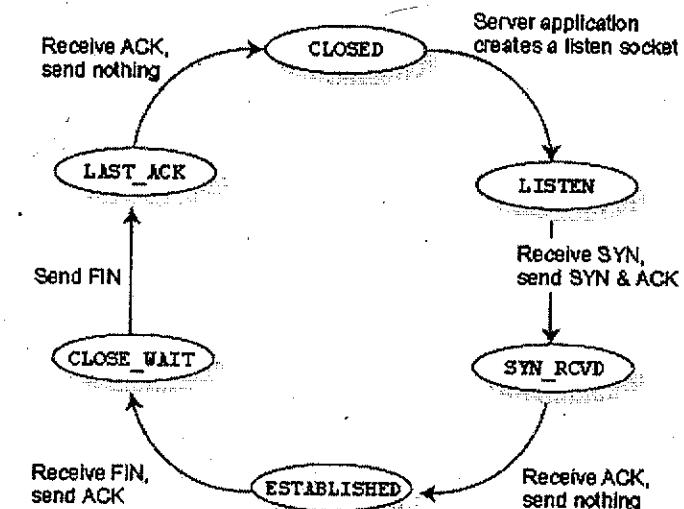


Giả sử ứng dụng client quyết định đóng kết nối (server tương tự). Khi đó TCP client gửi FIN segment và chuyển sang trạng thái FIN_WAIT_1. Trong trạng thái này, TCP client đợi segment biên nhận từ phía server. Sau khi nhận được segment này, TCP client chuyển sang trạng thái FIN_WAIT_2. Trong trạng thái FIN_WAIT_2, TCP client đợi FIN segment từ server. Sau khi nhận segment này, TCP client gửi segment ACK biên nhận tới server và chuyển sang trạng thái TIME_WAIT. Trong trạng thái TIME_WAIT, TCP client có thể gửi lại biên nhận ACK trong trường hợp ACK trước bị mất. Thời gian đợi ở trạng thái TIME_WAIT phụ thuộc

vào phần mềm triển khai TCP, nhưng thường nhận các giá trị 30 giây, một phút, hai phút. Sau khi hết thời gian đợi, kết nối chính thức được đóng và tất cả tài nguyên phía client (bao gồm cả số hiệu cổng) được giải phóng.

Hình 3.40 minh họa quá trình thay đổi trạng thái xảy ra ở TCP server. Giả sử client yêu cầu kết thúc trước.

Trong hai sơ đồ biến đổi trạng thái vừa nghiên cứu, chúng ta đã tìm hiểu về cơ chế thiết lập và giải phóng đường truyền của TCP.



Hình 3.40 Các trạng thái của kết nối TCP

3.6 KIỂM SOÁT TẮC NGHẼN TRONG TCP

Trong các phần trước, chúng ta đã nghiên cứu cách thức TCP cung cấp dịch vụ truyền tin tin cậy giữa hai tiến trình chạy trên những thiết bị đầu cuối khác nhau. Một dịch vụ cực kỳ quan trọng khác của TCP là cơ chế kiểm soát tắc nghẽn. Cơ chế này của TCP chỉ dựa vào các thiết bị đầu cuối chứ không dựa vào cơ chế kiểm soát tắc nghẽn của tầng mạng vì tầng IP không cung cấp cho TCP các thông tin minh bạch khi có tắc nghẽn. Trước khi đi sâu vào chi tiết, chúng ta hãy xem xét chung về cơ chế kiểm soát tắc nghẽn của TCP và mục tiêu kiểm soát tắc nghẽn của TCP khi nhiều kết nối TCP cùng chia sẻ một đường truyền bị tắc nghẽn.

Kết nối TCP kiểm soát tốc độ truyền của mình bằng cách giới hạn số lượng các segment đã gửi nhưng chưa được biên nhận. Định nghĩa w là số lượng cho phép các segment chưa cần biên nhận, thường được coi như kích thước cửa sổ của TCP (TCP window). Lý tưởng là kết nối TCP cho phép truyền với tốc độ tối đa có thể (càng nhiều segment chưa biên nhận càng tốt) chừng nào chưa xảy ra hiện tượng mất segment do bị tắc nghẽn. Nói chung kết nối TCP bắt đầu với giá trị w tương đối nhỏ và sau đó “thăm dò” kênh truyền còn rỗi không bằng cách tăng dần giá trị w . Kết nối TCP tiếp tục được tăng w cho đến khi xảy ra mất dữ liệu (sự kiện hết thời gian đợi - timeout hay nhận được các biên nhận trùng lặp). Khi đó TCP sẽ giảm w tới một giá trị “an toàn” và sau đó lại bắt đầu “thăm dò” kênh truyền rỗi bằng cách tăng dần giá trị w .

Tổng quan về kiểm soát tắc nghẽn của TCP

Trong mục 3.5 chúng ta đã thấy mỗi kết nối TCP có bộ đệm gửi, bộ đệm nhận và một vài biến (LastByteRead, RcvWin...). Cơ chế kiểm soát tắc nghẽn của TCP bổ sung thêm hai biến nữa: **congestion window** (cửa sổ tắc nghẽn) và **threshold** (ngưỡng). Cửa sổ tắc nghẽn, ký hiệu là CongWin biểu thị số lượng dữ liệu tối đa mà người gửi có thể gửi qua kết nối. Như vậy khối lượng dữ liệu được gửi không được vượt quá CongWin và RcvWin, tức là:

$$\text{Last ByteSent} - \text{LastByteAcked} \leq \min \{\text{CongWin}, \text{RcvWin}\}.$$

Ngưỡng ký hiệu là **threshold** sẽ ảnh hưởng tới quá trình tăng của CongWin như trình bày dưới đây.

Chúng ta hãy xem giá trị CongWin tăng trong suốt kết nối TCP như thế nào. Để tập trung vào cơ chế kiểm soát tắc nghẽn (khác với kiểm soát lưu lượng), chúng ta giả thiết rằng bộ đệm nhận đủ lớn để có thể bỏ qua các hạn chế của cửa sổ nhận. Trong trường hợp này, số lượng dữ liệu gửi chưa cần được biên nhận chỉ bị giới hạn bởi CongWin. Chúng ta cũng giả thiết rằng phía gửi cần gửi nhiều dữ liệu.

Sau khi thiết lập kết nối TCP giữa hai hệ thống đầu cuối, tiến trình ứng dụng bên gửi chuyển dữ liệu tới bộ đệm gửi của TCP. TCP chia dữ liệu thành các khối với kích thước MMS, đặt các khối dữ liệu trong TCP

segment, và chuyển segment xuống tầng mạng để gửi đi. Cửa sổ tắc nghẽn của TCP điều tiết số lượng segment được gửi. Ban đầu, CongWin nhận giá trị 1 MMS, TCP gửi segment đầu tiên và được biên nhận. Nếu segment này được biên nhận trước khi timeout, phía gửi tăng CongWin lên 1 MMS và gửi đi hai segment. Nếu những segment này được biên nhận trong thời gian đợi của chúng, CongWin lại được tăng thêm 1 MMS cho mỗi segment được biên nhận. Khi đó CongWin mới là 4 MMS và phía gửi gửi đi bốn segment. Thủ tục này được thực hiện liên tục cho tới khi (1) CongWin vượt ngưỡng (threshold) hay (2) không nhận được biên nhận trong thời gian chờ biên nhận.

Trong giai đoạn này, cửa sổ tắc nghẽn (CongWin) tăng theo hàm số mũ. Ban đầu nó nhận giá trị 1 MSS, sau đó tăng lên 2 MSS, 4 MSS, 8 MSS.... Đây là giai đoạn **khởi đầu chậm (slow start)** vì giá trị cửa sổ khởi đầu với giá trị nhỏ (1 MSS). Tuy vậy giá trị cửa sổ tăng khá nhanh.

Giai đoạn slow-start kết thúc khi CongWin vượt ngưỡng. Khi đó giá trị CongWin sẽ tăng tuyến tính chứ không còn tăng theo hàm số mũ. Tức là nếu CongWin = w , sau khi nhận được biên nhận cho w segment, giá trị CongWin sẽ tăng lên 1, CongWin = $w+1$. Đây là giai đoạn **tránh tắc nghẽn (congestion avoidance)**.

Giai đoạn tránh tắc nghẽn tiếp tục khi vẫn nhận được biên nhận trong thời gian đợi. Tuy nhiên giá trị cửa sổ cũng như tốc độ gửi dữ liệu không thể tăng mãi. Đến lúc nào đó sẽ xảy ra sự cố mất gói dữ liệu ở router. Điều này dẫn đến sự kiện timeout ở phía gửi. Lúc này giá trị ngưỡng (threshold) nhận giá trị bằng một nửa CongWin, CongWin được đặt bằng 1 MSS. Bên gửi sẽ tiếp tục tăng nhanh giá trị CongWin theo hàm số mũ cho đến khi nó vượt ngưỡng.

Tóm lại:

Khi cửa sổ tắc nghẽn chưa vượt ngưỡng, cửa sổ sẽ tăng theo hàm mũ.

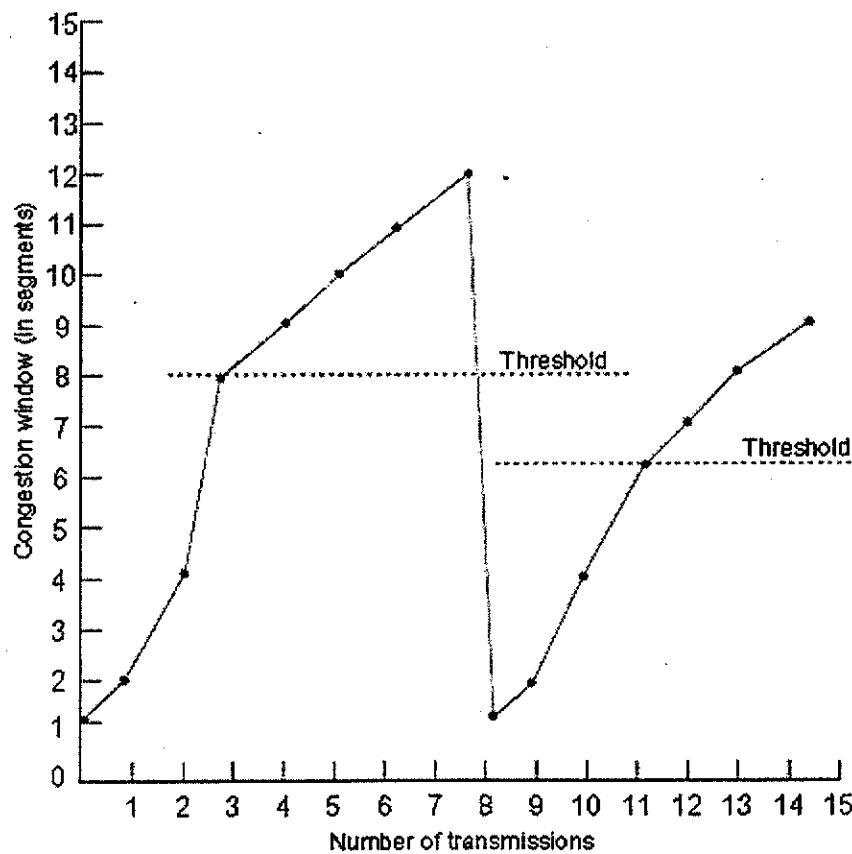
Khi cửa sổ tắc nghẽn vượt ngưỡng, cửa sổ sẽ tăng tuyến tính.

Khi hết thời gian đợi, giá trị ngưỡng bằng một nửa giá trị cửa sổ tắc nghẽn hiện thời và cửa sổ tắc nghẽn nhận giá trị 1.

Nếu bỏ qua giai đoạn slow-start, chúng ta sẽ thấy TCP tăng độ lớn cửa sổ theo cấp số cộng khi mạng chưa bị tắc nghẽn và giảm độ lớn cửa sổ

theo cấp số nhân (chia 2) ngay khi mạng bị tắc nghẽn. Vì vậy, TCP được coi là thuật toán **AIMD** (*additive-increase, multiplicative-decrease*).

Giá trị độ lớn cửa sổ tắc nghẽn của TCP được minh họa trong Hình 3.41. Trong hình này, ngưỡng ban đầu bằng 8 MSS. Cửa sổ tắc nghẽn tăng nhanh theo luỹ thừa 2 trong giai đoạn slow-start và đạt ngưỡng tại $t=3$. Giá trị cửa sổ tắc nghẽn tăng tuyến tính đến khi xuất hiện mất mát dữ liệu. Giá sủ khi dữ liệu bị mất, cửa sổ tắc nghẽn có giá trị 12 MSS. Nguưỡng mới được đặt bằng $0.5 \times \text{CongWin} = 6$ MSS và cửa sổ tắc nghẽn bằng 1 MSS. Quá trình lại được tiếp tục. Thuật toán kiểm soát tắc nghẽn này do V.Jacobson đề xuất. Hiện nay có nhiều biến thể của thuật toán Jacobson (xem RFC 2581).



Hình 3.41 Cửa sổ kiểm soát tắc nghẽn

Tahoe, Reno và Vegas

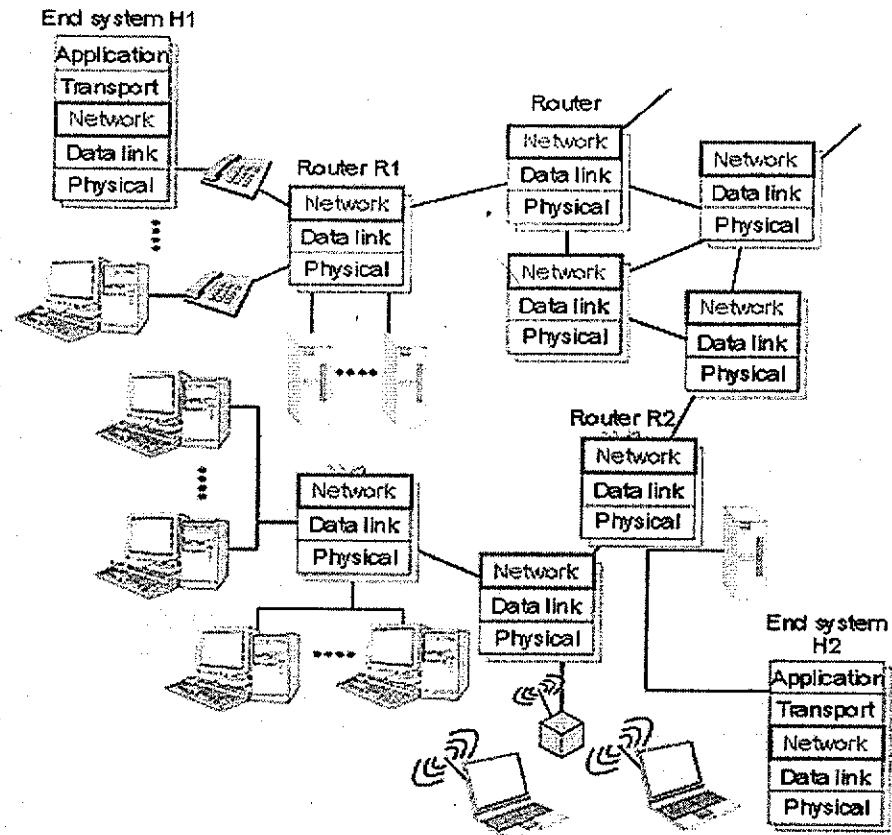
Thuật toán kiểm soát tắc nghẽn của TCP ở đây được gọi là **Tahoe**. Một vấn đề với thuật toán Tahoe là khi một segment bị mất, người gửi có thể phải đợi trong một khoảng thời gian dài để gửi lại. Vì vậy một biến thể của Tahoe gọi là **Reno** đã được triển khai trong phần lớn các hệ điều hành. Giống Tahoe, Reno đặt độ lớn cửa sổ tắc nghẽn bằng 1 khi timeout (hết thời gian của bộ định thời). Tuy nhiên Reno có cơ chế truyền lại nhanh mà chúng ta đã khảo sát trong mục 3.5. Phía gửi sẽ gửi lại gói tin đã nhận được biên nhận trùng lặp ba lần liên tiếp ngay cả khi chưa hết thời gian đợi của gói tin này. Reno cũng sử dụng cơ chế khôi phục nhanh (fast recovery). Hiện nay phần lớn thực thể TCP sử dụng thuật toán Reno. Tuy nhiên có nhiều thuật toán cải tiến đáng kể hiệu suất của Reno – như **Vegas**.

Chương 4

TẦNG MẠNG

4.1 CÁC MÔ HÌNH DỊCH VỤ CỦA TẦNG MẠNG

Như đã trình bày trong chương trước, tầng giao vận cung cấp dịch vụ truyền thông giữa hai tiến trình đang chạy trên hai máy tính khác nhau. Để cung cấp được dịch vụ này, tầng giao vận phải sử dụng dịch vụ cung cấp đường truyền giữa hai máy tính của tầng mạng. Nói cụ thể hơn, tầng mạng chuyển gói tin (segment) của tầng giao vận từ máy tính này đến máy tính khác. Tại máy tính gửi, tất cả các segment của tầng giao vận được chuyển xuống tầng mạng. Nhiệm vụ của tầng mạng là chuyển những segment này đến máy tính đích và gửi tới thực thể nào đó ở tầng giao vận bên trên. Công việc chuyển segment từ tầng giao vận máy tính nguồn đến tầng giao vận máy tính đích của tầng mạng chính là nội dung của chương này. Chúng ta sẽ thấy rằng không giống tầng giao vận, tầng mạng gồm nhiều máy tính và các router trung gian. Vì thế, giao thức tầng mạng là một trong những giao thức phức tạp nhất.



Hình 4.1 Một mô hình mạng đơn giản

Hình 4.1 minh họa một mạng đơn giản với hai máy tính (H1 và H2) và một số router trên đường truyền giữa H1 và H2. Tầng mạng ở máy tính gửi thực hiện bước gửi đầu tiên trên toàn bộ hành trình của gói tin. Ví dụ nếu H1 gửi gói tin đến H2 thì tầng mạng trên H1 sẽ truyền gói tin này đến router gần nhất: R2. Tại máy tính nhận (chẳng hạn H2), tầng mạng sẽ nhận gói tin từ router gần nó nhất (trong trường hợp này là R2) và chuyên lên cho tầng giao vận tại H2. Vai trò chính của router là chuyển gói tin từ một đầu vào nào đó (input) tới một đầu ra nào đó (output). Chú ý rằng các tầng trên của tầng mạng (giao vận, ứng dụng) không hoạt động tại các router trong Hình 4.1 bởi vì router không cần thiết phải chạy các giao thức ở tầng giao vận hay tầng ứng dụng (ngoại trừ các mục đích kiểm soát).

Vai trò của tầng mạng đơn giản chỉ là chuyển gói tin từ máy tính gửi đến máy tính nhận. Vì thế, tầng mạng có ba chức năng quan trọng sau đây:

Xác định đường đi (Path determination): Tầng mạng phải xác định các router trung gian hay tuyến đường (path) mà gói tin được truyền từ nơi gửi đến nơi nhận. Thuật toán xác định tuyến đường như vậy gọi là “**thuật toán định tuyến**” (routing algorithm). Thuật toán định tuyến sẽ quyết định đường đi của các gói tin từ máy tính nhận đến máy tính gửi (trong ví dụ là máy tính H1 và máy tính H2). Trọng tâm của chương này là các thuật toán định tuyến. Trong phần 4.2, chúng ta sẽ nghiên cứu lý thuyết của thuật toán định tuyến, tập trung vào hai kiểu thuật toán: *Link state* và *Distance vector*. Chúng ta sẽ thấy độ phức tạp của thuật toán định tuyến phụ thuộc vào số lượng router trên đường truyền. Điều này dẫn đến định tuyến phân cấp, một chủ đề được trình bày trong phần 4.3.

Chuyển mạch (Switching): Khi gói tin đến đầu vào, router phải quyết định gửi gói tin đến đâu ra thích hợp nào. Ví dụ, gói tin từ máy H1 đến router R1 sẽ phải được chuyển đến router kế tiếp trên đường tới H2. Trong phần 4.6 chúng ta sẽ nghiên cứu hoạt động của router và quá trình chuyển một gói tin từ đầu vào đến đầu ra trong một router diễn ra như thế nào.

Thiết lập đường truyền (Call setup): Trong phần trước trình bày về TCP, chúng ta thấy rằng hai thực thể truyền thông phải có một giai đoạn “bắt tay” trước khi trao đổi dữ liệu thực sự. Điều này cho phép bên gửi và bên nhận thiết lập các thông tin trạng thái cần thiết (ví dụ, số thứ tự khởi đầu, độ lớn cửa sổ). Với một số kiến trúc mạng khác (ví dụ ATM) đòi hỏi các router trên tuyến đường từ nguồn đến đích phải “bắt tay” nhau trước khi bắt đầu truyền dữ liệu thực sự. Trong tầng mạng, quá trình này được gọi là thiết lập đường truyền (*call setup*). Chúng ta sẽ thấy tầng mạng trong kiến trúc Internet không đòi hỏi công việc này.

Tuy nhiên, trước khi đi sâu vào chi tiết các khái niệm và triển khai của tầng mạng, chúng ta sẽ xem xét tổng quát những kiểu dịch vụ khác nhau của tầng mạng.

4.1.1 Mô hình dịch vụ mạng

Khi tầng giao vận ở thiết bị gửi chuyển các gói tin xuống tầng mạng, liệu tầng giao vận có thể tin cậy tầng mạng chuyển gói tin này đến đích không? Liệu khi gửi nhiều gói tin, chúng có được chuyển đến tầng giao vận của thiết bị nhận theo đúng thứ tự không? Vận tốc gửi các gói tin có được xác định trước không? Tầng mạng có phản hồi lại các thông tin liên quan đến tắc nghẽn không? Mô hình dịch vụ mạng sẽ trả lời những câu hỏi này và nhiều vấn đề khác.

Chuyển mạch gói (datagram) và chuyển mạch ảo (virtual circuit)

Có lẽ điểm trừu tượng quan trọng nhất mà tầng mạng che dấu các tầng trên là việc có sử dụng **mạch ảo** (Virtual Circuit - VC) hay không. Về khía cạnh nào đó mạch ảo tương tự mạng điện thoại truyền thống (mặc dù mạng điện thoại sử dụng mạch thực). Có ba giai đoạn trong chuyển mạch ảo:

Thiết lập mạch ảo: trong cả giai đoạn thiết lập, phía gửi thông báo địa chỉ nhận với tầng mạng, yêu cầu tầng mạng thiết lập VC. Tầng mạng xác định tuyến đường giữa bên gửi và bên nhận, tức là chuỗi các cung đường (hay đường kết nối - link) cũng như các thiết bị chuyển mạch (switch – nút trung gian) mà tất cả các gói dữ liệu sẽ đi qua. Giai đoạn này yêu cầu việc cập nhật bảng định tuyến và dự trữ tài nguyên trong mỗi thiết bị chuyển mạch.

Truyền dữ liệu: Sau khi thiết lập, dữ liệu có thể được chuyển trong VC.

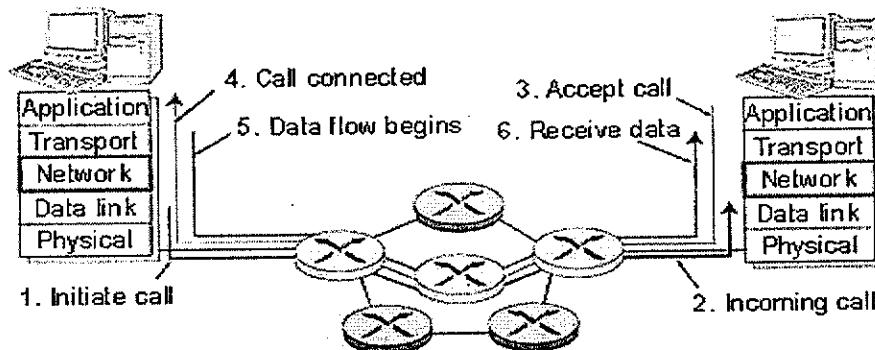
Giải phóng mạch ảo: Giai đoạn này bắt đầu khi phía gửi (hoặc phía nhận) báo cho tầng mạng yêu cầu đóng VC. Tầng mạng sẽ thông báo cho thiết bị đầu cuối bên kia cũng như các thiết bị chuyển mạch trên VC để cập nhật lại các bảng định tuyến, giải phóng tài nguyên.

Có sự khác biệt tuy nhỏ - nhưng quan trọng giữa thiết lập VC ở tầng mạng và thiết lập kết nối ở tầng giao vận (giai đoạn bắt tay 3 bước của TCP). Thiết lập kết nối ở tầng giao vận chỉ liên quan đến các thiết bị đầu cuối ở trên hai đầu mút. Hai thiết bị đồng ý thiết lập kết nối và thỏa thuận các thông số của kết nối (ví dụ số thứ tự khởi tạo, độ lớn cửa sổ kiểm soát lưu lượng). Hai thiết bị đầu cuối này sẽ nhận biết được về sự kết nối ở tầng giao vận, nhưng các thiết bị chuyển mạch ở giữa thì không. Trái lại trong tầng mạng của mạng chuyển mạch ảo, tất cả các thiết bị chuyển mạch giữa hai thiết bị đầu cuối đều tham gia vào quá trình thiết lập mạch ảo, và do đó đều nhận biết được tất cả các VC đi qua.

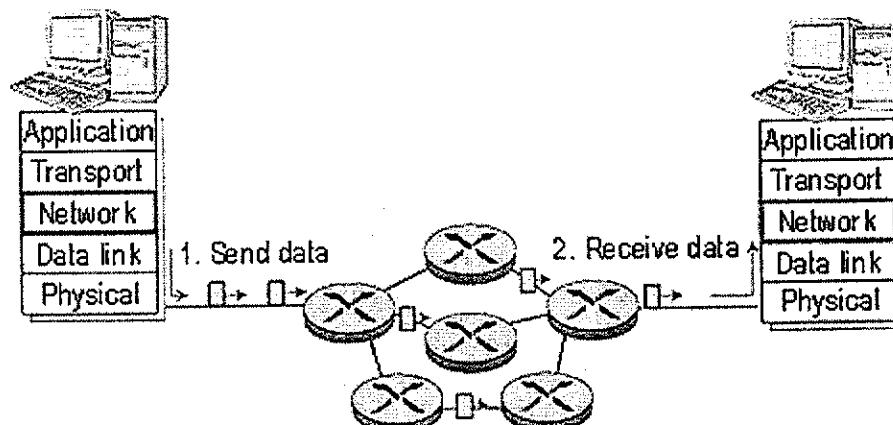
Thông điệp trao đổi giữa các thiết bị đầu cuối yêu cầu khởi tạo hay kết thúc mạch ảo hay thông điệp trao đổi giữa các thiết bị chuyển mạch yêu cầu thiết lập VC (để cập nhật bảng chuyển mạch) được gọi là **thông điệp báo hiệu (signaling message)**. Giao thức được sử dụng để trao đổi những thông điệp này là **giao thức báo hiệu (signaling protocol)**. Quá trình thiết lập VC được minh họa trong Hình 4.2. ATM, Frame Relay và X.25 là ba kiến trúc mạng sử dụng chuyển mạch ảo.

Trong mạng chuyển mạch gói, khi muốn gửi gói tin, thiết bị đầu cuối đặt vào gói tin địa chỉ thiết bị nhận và sau đó chuyển gói tin

vào mạng. Như minh họa trong Hình 4.3, không có giai đoạn thiết lập VC nào. Những thiết bị trung chuyển trong mạng chuyển mạch gói (được gọi là bộ định tuyến - router trên Internet) không duy trì bất kỳ trạng thái nào về VC vì không có VC. Thiết bị trung chuyển sẽ định tuyến gói tin đến đích bằng cách xác định địa chỉ đích, tìm kiếm trên bảng định tuyến và chuyển tiếp gói tin theo hướng đến đích (giống việc chuyển thư bình thường trong hệ thống bưu điện). Vì bảng định tuyến có thể được cập nhật liên tục, nên các gói tin được gửi từ thiết bị đầu cuối này đến thiết bị đầu cuối khác có thể đi theo nhiều tuyến đường khác nhau và đến đích không theo thứ tự. Mạng Internet công cộng ngày nay sử dụng dịch vụ chuyển mạch gói.



Hình 4.2 Mô hình dịch vụ chuyển mạch ảo



Hình 4.3 Mô hình chuyển mạch gói

Để chuyển gói tin của tầng giao vận, tầng mạng thường đưa ra dịch vụ chuyển mạch ảo hoặc dịch vụ chuyển mạch gói nhưng không bao giờ cung cấp cả hai dịch vụ này. Ví dụ, dịch vụ của mạng ATM là VC trong khi mạng Internet cung cấp dịch vụ chuyển mạch gói.

Một thuật ngữ tương đương của mạch ảo (VC) và mạch gói (Datagram) tương ứng là dịch vụ hướng nối (connection-oriented) và dịch vụ không hướng nối (connectionless). Dịch vụ chuyển mạch ảo được xếp vào lớp dịch vụ hướng nối vì phải thiết lập và kết thúc kết nối cũng như việc duy trì thông tin trạng thái của kết nối tại tất cả thiết bị chuyển mạch. Dịch vụ chuyển mạch gói được xếp vào lớp dịch vụ không hướng nối. Cả hai nhóm thuật ngữ đều có ưu điểm cũng như nhược điểm và đều được sử dụng phổ biến trong các tài liệu về mạng. Trong quyển sách này, chúng ta sử dụng thuật ngữ “dịch vụ chuyển mạch ảo” và “dịch vụ chuyển mạch gói” cho tầng mạng và sử dụng thuật ngữ “dịch vụ hướng nối” và “dịch vụ không hướng nối” cho tầng giao vận. Điểm khác biệt này sẽ giúp người đọc hiểu được những dịch vụ khác nhau của 2 tầng này.

Bảng 4.1 tổng kết những nét chính của mô hình dịch vụ Internet và kiến trúc mạng ATM. Chúng ta không đi sâu vào những khía cạnh chi tiết của mô hình dịch vụ ở đây. Kiến trúc hiện nay của Internet chỉ cung cấp duy nhất dịch vụ chuyển mạch gói, một dịch vụ theo kiểu **cố gắng tối đa** (best-effort). Như minh họa trong bảng 4.1, dịch vụ này cũng giống với việc không cung cấp bất kỳ dịch vụ nào cả.

Kiến trúc mạng	Mô hình dịch vụ	Đảm bảo băng thông	Đảm bảo không mất	Thứ tự	Độ trễ	Kiểm soát tắc nghẽn
Internet	Cố gắng tối đa	Không	Không	Không	Không	Không
ATM	CBR	Có	Có	Có	Có	Không có tắc nghẽn
ATM	VBR	Có	Có	Có	Có	Không có tắc nghẽn
ATM	ABR	Bảo đảm tốc độ nhỏ nhất	Không	Có	Có	Không có tắc nghẽn
ATM	UBR	Không	Không	Có	Có	Không

Bảng 4.1

Mạng không đảm bảo thời gian gửi các gói tin giống nhau, các gói tin không được đảm bảo đến đích theo đúng thứ tự, và thậm chí không đảm bảo gói tin đến được đích. Với định nghĩa này, một mạng không chuyên bất kỳ gói tin nào đến đích cũng được phân loại theo kiểu cố gắng tối đa (ví dụ mạng Internet công cộng hay bị tắc nghẽn).

Chúng ta hãy chuyển sang mô hình dịch vụ ATM. Ở đây, chúng ta sẽ tập trung vào mô hình dịch vụ đã được Diễn đàn ATM [ATM Forum] chuẩn hóa. Kiến trúc ATM cung cấp nhiều kiểu dịch vụ khác nhau (tức là chuẩn ATM có nhiều mô hình dịch vụ). Trong phạm vi cùng một mạng, những kết nối khác nhau có thể được cung cấp những lớp dịch vụ khác nhau.

Dịch vụ truyền với tốc độ cố định - Constant bit rate (CBR): là mô hình dịch vụ ATM đầu tiên được chuẩn hóa, ở đây có thể thấy được vai trò các công ty điện thoại đăng sau ATM. Dịch vụ mạng CBR là sự lựa chọn lý tưởng cho việc truyền dữ liệu đa phương tiện (ví dụ điện thoại số) theo thời gian thực với tốc độ truyền cố định. Mục tiêu của dịch vụ CBR là làm cho kết nối mạng trông giống như một đường kết nối thực sự (bằng dây đồng hay cáp quang) giữa bên gửi và bên nhận. Trong dịch vụ CBR, các gói tin ATM (trong thuật ngữ ATM là các tế bào ATM – ATM cell) được truyền qua mạng với một độ trễ nào đó (được gọi là cell transfer delay, CTD). Biến thiên của độ trễ ("jitter" hay cell – delay variation, CDV), tỷ lệ các cell bị mất hay đến trễ (cell – lost rate, CLR) được đảm bảo không vượt quá một giá trị ngưỡng. Tốc độ truyền tối đa của mỗi kết nối được xác định trước (pick cell rate, PCR) và bên gửi có thể gửi dữ liệu với tốc độ này. Các giá trị PCR, CTD, CDV và CLR đã được máy tính gửi và mạng ATM thỏa thuận trước trong giai đoạn thiết lập kết nối CBR.

Lớp dịch vụ ATM thứ hai là **dịch vụ truyền với tốc độ không xác định (Unspecified bit rate - UBR)**. Không giống dịch vụ CBR (đảm bảo tốc độ, độ trễ, mất mát dữ liệu), UBR không đảm bảo những điều này ngoại trừ việc gửi các cell theo đúng thứ tự. Như vậy dịch vụ UBR giống mô hình dịch vụ cố gắng tối đa của Internet. Dịch vụ UBR không cung cấp thông tin phản hồi cho bên gửi về việc các cell có đến được đích hay không. Với mạng UBR, tính tin cậy của truyền dữ liệu được triển khai trong các giao thức ở tầng cao hơn. Dịch vụ UBR phù hợp với những ứng dụng truyền dữ liệu không cần tốc độ truyền cố định như email, newsgroup.

Nếu UBR được xem như một dịch vụ theo kiểu cố gắng tối đa thì **dịch vụ truyền với tốc độ có sẵn (available rate bit - ABR)** có thể phân loại vào nhóm dịch vụ theo kiểu cố gắng tối đa nhưng ưu việt hơn. Hai tính năng bổ sung quan trọng nhất của dịch vụ ABR là:

Tốc độ truyền cell nhỏ nhất (MRC) được đảm bảo cho kết nối ABR. Tuy nhiên, khi tài nguyên của mạng rỗi, bên gửi có thể gửi với tốc độ cao hơn MCR.

Có phản hồi về tắc nghẽn từ tầng mạng. Mạng ATM có thể cung cấp thông tin phản hồi cho bên gửi (là bit thông báo tắc nghẽn hay tốc độ gửi thấp) để bên gửi điều chỉnh tốc độ gửi.

ABR không đảm bảo một băng thông tối thiểu, nhưng cố gắng truyền dữ liệu nhanh nhất có thể. Như vậy, ABR phù hợp với các ứng dụng truyền dữ liệu yêu cầu độ trễ nhỏ (ví dụ duyệt Web).

Mô hình ATM cuối cùng là **dịch vụ truyền với tốc độ biến đổi (variable bit rate - VBR)**. Trong dịch vụ VBR thời gian thực, tỷ lệ mất gói dữ liệu, độ trễ có thể chấp nhận được thỏa thuận trước giống dịch vụ CBR. Tuy nhiên, tốc độ gửi thực sự được phép thay đổi theo các tham số do người dùng đưa vào. Điều này cho phép sử dụng tài nguyên có hiệu quả hơn, nhưng xét theo các tiêu chí về mất mát dữ liệu, độ trễ thì VBR tương tự CBR.

Có thể tìm hiểu kỹ hơn về ATM trong ATM Forum's Traffic Management Specification 4.0 [ATM Forum 1996].

4.1.2 Nguồn gốc của dịch vụ chuyển mạch gói và chuyển mạch ảo

Lịch sử phát triển mô hình dịch vụ mạng Internet và ATM phản ánh nguồn gốc của chúng. Với khái niệm trọng tâm là **mạch ảo** và **dịch vụ CBR** (dịch vụ đầu tiên, ATM rõ ràng xuất phát từ mạng điện thoại truyền thống sử dụng "mạch thực"). Các định nghĩa sau này về lớp dịch vụ UBR và ABR ghi nhận tầm quan trọng của việc phát triển các ứng dụng truyền dữ liệu. Với kiến trúc VC và trọng tâm hỗ trợ truyền dữ liệu theo thời gian thực cùng

với sự bảo đảm về hiệu năng hệ thống (thậm chí kể cả với dịch vụ ABR), tầng mạng phức tạp hơn rất nhiều so với mô hình Internet theo kiểu cổ gắng tối đa. Mạng điện thoại đặt tính phức tạp vào bên trong mạng vì mạng này kết nối các thiết bị đầu cuối cảm (dump device), ví dụ các máy điện thoại quay số.

Ngược lại mạng toàn cầu Internet phát sinh từ nhu cầu kết nối các máy tính (được xem là thiết bị đầu cuối thông minh) với nhau. Với thiết bị đầu cuối phức tạp, kiến trúc Internet lựa chọn mô hình dịch vụ mạng đơn giản nhất có thể và đặt các chức năng phụ trợ (ví dụ như truyền dữ liệu tin cậy), cũng như các ứng dụng mạng ở tầng cao hơn triển khai trên các thiết bị đầu cuối. Điều này ngược với mô hình mạng điện thoại, và kết quả là: Mô hình dịch vụ mạng của Internet không đảm bảo bất kỳ một dịch vụ nào do vậy có thể dễ dàng kết nối các mạng sử dụng những công nghệ kết nối rất khác nhau (ví dụ vệ tinh, Ethernet, cáp quang, sóng vô tuyến). Các công nghệ này có tốc độ và tỷ lệ mất mát dữ liệu khác nhau. Kết nối các mạng IP được thảo luận chi tiết trong mục 4.4.

Như chúng ta đã thấy trong chương 2, những ứng dụng như thư điện tử, Web, và thậm chí cả dịch vụ của tầng mạng như DNS được triển khai trên các máy tính (là thiết bị đầu cuối). Các dịch vụ mới có thể nhanh chóng được sử dụng rộng rãi thông qua các giao thức tầng ứng dụng.

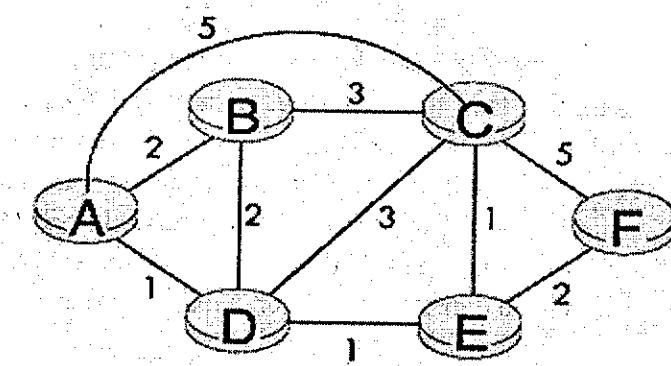
Tuy nhiên có sự tranh cãi lớn trong cộng đồng Internet về việc cải tiến kiến trúc của tầng mạng để hỗ trợ các ứng dụng đa phương tiện thời gian thực.

4.2 CÁC NGUYÊN LÝ ĐỊNH TUYẾN

Để truyền gói dữ liệu từ máy tính gửi đến máy tính nhận, tầng mạng phải quyết định đường đi hoặc các router mà gói dữ liệu phải đi qua. Dù mạng chuyển mạch gói (các gói tin khác nhau có thể đi theo các tuyến đường khác nhau) hay mạng mạch ảo (tất cả các gói tin được truyền trên cùng một tuyến đường định trước) thì tầng mạng đều phải xác định đường đi cho gói tin. Đây là công việc của các giao thức định tuyến ở tầng mạng.

Trái tim của giao thức định tuyến là thuật toán xác định đường đi cho gói tin – thuật toán định tuyến. Mục tiêu của thuật toán định tuyến hết sức đơn giản: với một tập hợp router cùng với liên kết giữa các router, thuật toán định tuyến phải xác định đường đi tốt nhất từ thiết bị nguồn đến thiết bị đích. Đường đi tốt đơn giản có thể là đường đi có giá nhỏ nhất. Tuy nhiên trong thực tế chúng ta sẽ thấy các vấn đề liên quan đến chính sách (policy) – ví dụ router X thuộc tổ chức Y không được chuyển tiếp các gói tin được tạo ra từ mạng của tổ chức Z có thể làm phức tạp các thuật toán của router lên nhiều.

Người ta thường sử dụng đồ thị để xây dựng các thuật toán định tuyến như minh họa trên Hình 4.3. Trong chương này chúng ta sử dụng kỹ thuật biểu diễn sơ đồ mạng dưới dạng đồ thị. Ở đây, nút (node) của đồ thị biểu diễn router – điểm quyết định việc định tuyến gói tin – và những đoạn thẳng (“cung” trong lý thuyết đồ thị) nối các nút biểu diễn đường truyền vật lý thực sự giữa các router. Cung được đặc trưng bởi đại lượng “giá” (cost) là chi phí của việc gửi gói tin qua đường truyền tương ứng. Giá có thể phản ánh mức tắc nghẽn trên đường truyền (thời gian trễ trung bình) hoặc khoảng cách vật lý thực sự giữa hai router (ví dụ, đường truyền xuyên đại dương sẽ có giá cao hơn đường truyền giữa các khu vực trên đất liền). Để đơn giản, chúng ta coi mỗi cung trên đồ thị có một giá và không quan tâm đến việc xác định giá bằng cách nào.



Hình 4.4 Ví dụ một mô hình mạng

Với mô hình đồ thị, vấn đề tìm kiếm tuyến đường từ nguồn đến đích với chi phí thấp nhất yêu cầu xác định chuỗi các cung sao cho:

- Cung đầu tiên trong chuỗi xuất phát từ nguồn.
- Đích của cung cuối cùng trong chuỗi là đích.
- Với mọi i , cung thứ i và $i-1$ cùng kết nối vào một nút.

Với đường đi có giá nhỏ nhất, tổng chi phí tất cả các cung trên tuyến đường là nhỏ nhất. Chú ý nếu tất cả các cung có giá như nhau thì đường đi có giá nhỏ nhất cũng là đường đi ngắn nhất giữa nguồn và đích.

Ví dụ như trong Hình 4.4, đường đi có giá nhỏ nhất giữa nút A (nguồn) và nút C (đích) là đường ADEC.

Một bài tập đơn giản: hãy trình bày cách tìm đường đi có giá thấp nhất từ A đến F. Phần lớn mọi người sẽ tìm bằng cách kiểm tra Hình 4.3, lặn theo các router từ A đến F qua nhiều con đường và tự thuyết phục rằng đường đi mà mình chọn có giá nhỏ nhất so với tất cả các đường khác. (Có tất cả 12 tuyến đường khác nhau nối A và F). Quá trình xác định như thế là ví dụ của thuật toán định tuyến tập trung - chạy trong bộ não của bạn với đầy đủ thông tin về mạng. Nói chung, chúng ta có thể phân loại thuật toán định tuyến vào hai kiểu: toàn cục hay phân tán.

Thuật toán định tuyến toàn cục (global) xác định đường đi với giá thấp nhất giữa nguồn và đích bằng cách sử dụng tất cả thông tin về tổng thể mạng. Đầu vào của thuật toán là tất cả các nút, cung và giá của các cung. Rõ ràng router phải bằng một cách nào đó thu được các thông tin này trước khi bước vào giai đoạn tính toán thực sự. Thuật toán có thể được chạy tại một nơi (thuật toán định tuyến tập trung) hoặc chạy tại nhiều nơi. Tuy nhiên điểm phân biệt chính yếu là thuật toán định tuyến toàn cục phải có trước đầy đủ thông tin về đồ thị mạng. Trong thực tế, thuật toán như vậy được gọi là thuật toán link state vì thuật toán phải biết được giá của mỗi liên kết trên mạng. Chúng ta sẽ nghiên cứu thuật toán global link state trong mục 4.2.1.

Trong **thuật toán phân tán**, xác định đường đi có giá thấp nhất được thực hiện dần dần theo cách thức phân tán. Không nút nào có đầy đủ thông tin về giá của tất cả các liên kết trên mạng. Ban đầu mỗi nút chỉ biết về giá của các cung có kết nối trực tiếp với nó. Sau đó, thông qua các bước tính toán và trao đổi thông tin với các nút hàng xóm (hai nút được gọi là hàng xóm nếu giữa chúng có một đường kết nối vật lý trực tiếp và trong

thuật ngữ đồ thị gọi là hai đỉnh kề nhau), nút sẽ dần dần xác định được đường đi có giá nhỏ nhất đến một tập hợp đích nào đó. Chúng ta sẽ nghiên cứu thuật toán định tuyến phân tán - thuật toán **distance vector** trong mục 4.2.2. Được gọi là thuật toán distance vector bởi vì nút không biết được đường đi cụ thể đến đích mà chỉ biết đến nút hàng xóm trên đường đến đích và tổng giá của đường đi đến đích.

Một kiểu phân loại thuật toán thứ hai là theo tính chất tĩnh hay động. Trong thuật toán định tuyến tĩnh, tuyến đường thay đổi rất ít theo thời gian, thường là kết quả do con người tác động (ví dụ đặt lại cấu hình cho bảng định tuyến trong router). Thuật toán định tuyến động cho phép thay đổi các tuyến đường khi lưu lượng mạng hay kiến trúc liên kết mạng bị thay đổi. Thuật toán động có thể được chạy định kỳ hoặc gửi thông điệp trực tiếp khi cấu trúc mạng hay giá các cung bị thay đổi. Thuật toán động có thể xử lý được khi mạng thay đổi nhưng lại này sinh các vấn đề mới như định tuyến lặp (mục 4.2.2).

Thuật toán định tuyến thường được sử dụng trong Internet gồm hai kiểu chính: thuật toán global link state tĩnh và thuật toán distance vector động. Chúng ta sẽ phân tích những thuật toán này lần lượt trong mục 4.2.1 và mục 4.2.2. Những thuật toán định tuyến khác sẽ được nói qua trong mục 4.2.3.

4.2.1. Thuật toán định tuyến Link state

Trong thuật toán Link state, cấu trúc mạng và giá của tất cả các liên kết đều phải được xác định trước. Đây là dữ kiện đầu vào của thuật toán link state. Trong thực tế, điều này được thực hiện bằng cách mỗi nút sẽ gửi thông báo quảng bá về định danh của mình và giá các cung liên kết trực tiếp đến nó tới tất cả các router khác trên mạng. Việc quảng bá rộng rãi trạng thái liên kết có thể được thực hiện ngay khi nút không biết về đầy đủ các nút khác trên mạng. Ban đầu nút chỉ biết được thông tin về các hàng xóm của mình cũng như giá các cung đến các hàng xóm. Nhưng sau đó nó sẽ xác định được topo của phần còn lại của mạng khi nhận những thông báo quảng bá từ các nút khác. (Trong chương 5, chúng ta thấy các router hàng xóm trao

đổi thông tin với nhau như thế nào). Kết quả của việc quảng bá trạng thái liên kết là tất cả các nút có thể đầy đủ thông tin về tổng thể mạng. Sau đó mỗi nút đều có thể chạy thuật toán Link state và xác định đường đi có giá thấp nhất tới mọi nút.

Thuật toán Link state được trình bày ở đây là thuật toán Dijkstra (đặt theo tên của người phát minh ra). Thuật toán Dijkstra xác định đường đi có giá thấp nhất từ một nút nguồn (không mất tổng quát, giả sử là A) đến tất cả các nút khác trên mạng. Thuật toán Dijkstra có nhiều bước và sau k bước sẽ xác định được đường đi có giá thấp nhất tới k nút đích. Chúng ta định nghĩa một số ký hiệu sau:

$c(i, j)$: giá liên kết từ nút i đến nút j . Nếu nút i và nút j không có đường kết nối trực tiếp thì $c(i, j) = \infty$. Để đơn giản, chúng ta coi $c(i, j) = c(j, i)$.

$D(v)$: giá hiện tại thấp nhất của tuyến đường đi từ nút nguồn đến nút v .

$P(v)$: nút phía trước nút v (hàng xóm của v) trên tuyến đường hiện có giá thấp nhất từ nguồn tới nút v .

N : tập hợp của các nút đã xác định được đường đi ngắn nhất.

Thuật toán Link state gồm có bước khởi tạo cho vòng lặp. Số các bước bằng tổng số nút trên mạng. Khi kết thúc, thuật toán sẽ xác định được đường đi ngắn nhất từ nút nguồn đến tất cả các nút khác trên mạng.

Thuật toán Link state (LS):

Khởi tạo:

```

 $N = \{A\}$ 
for (tất cả các nút  $v$ )
    if  $v$  kề A
        thi  $D(V) = c(A, v)$ 
    else  $D(v) = \infty$ 

```

Repeat

Tìm w không ở trong N có $D(w)$ nhỏ nhất

Bổ sung w vào N

Cập nhật $D(v)$ cho tất cả v kề với w và không nằm trong N :

$$D(v) = \min(D(v), D(w) + c(w, v))$$

/* Giá mới đến v khác giá cũ đến v hoặc biết được giá đường đi ngắn nhất đến w cộng với giá từ w đến v */

Until tất cả các nút nằm trong N

Bước	N	$D(b), p(B)$	$D(C), p(C)$	$D(D), p(D)$	$D(E), p(E)$	$D(F), p(F)$
0	A	2, A	5, A	1, A	∞	∞
1	AD	2, A	4, D		2, D	∞
2	ADE	2, A	3, E			4, E
3	ADEB		3, E			4, E
4	ADEBC					4, E
5	ADEBCF					4, E

Bảng 4.2 Bảng trạng thái các bước cho mạng minh họa trên hình 4.4

Xét đồ thị mạng trong Hình 4.4 và tính đường đi có giá thấp nhất từ A đến tất cả các nút khác. Bảng 4.2 cho thấy các kết quả tính của thuật toán, mỗi dòng trong bảng ứng với trạng thái của thuật toán sau khi kết thúc một bước. Sau đây chúng ta sẽ phân tích một số bước đầu tiên:

Trong bước khởi tạo, giá hiện tại thấp nhất của đường đi từ A đến các nút hàng xóm B, C và D tương ứng là 2, 5, và 1. Chúng ta có một chú ý nhỏ ở đây, giá đến C được đặt là 5 (ngay sau đây chúng ta sẽ thấy đây không phải là đường đi tốt nhất) vì đây là giá của đường nối trực tiếp từ A đến C. Giá đến E và F được đặt là vô cùng vì giữa A và E, F không có đường kết nối trực tiếp.

Trong bước đầu tiên chúng ta tìm kiếm trên những nút chưa được đưa vào tập N và xác định nút có giá đến thấp nhất. Đó là nút D với giá là 1 và do đó D được bổ sung vào N . Dòng 12 của thuật toán LS được thực hiện để cập nhật $D(v)$ cho tất cả các nút v , kết quả nhận được được trình bày trong dòng thứ 2 (bước 1) trong bảng 4.2. Giá của đường đi đến B không đổi. Giá đường đi đến C (nhận giá trị 5 trong bước khởi tạo trước) qua D có giá trị nhỏ hơn là 4. Đây là đường tốt hơn được chọn và nút phía trước của C trên đường đi ngắn nhất từ A sẽ là D. Tương tự vậy, giá đường đi đến E (qua D) được tính là 2 và bảng được cập nhật tương ứng.

Trong bước thứ hai, đường đi đến nút B và E đều có giá thấp nhất và chúng ta bổ sung E vào tập N (Bây giờ N chứa A, D và E). Giá đến các nút chưa nằm trong N (gồm B, C và F) được cập nhật trong dòng 12 của thuật toán LS, kết quả là dòng 3 của bảng 4.2.

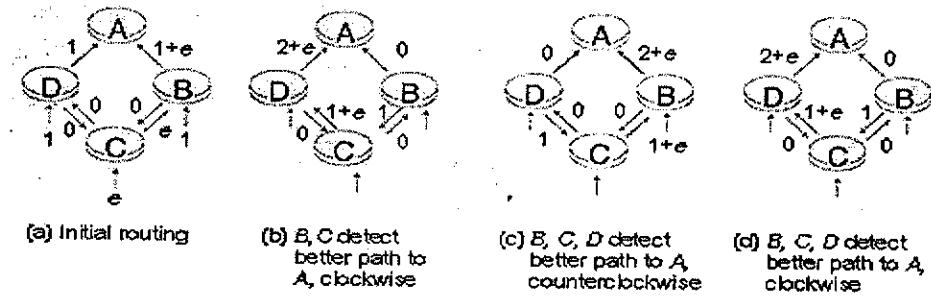
....

Khi thuật toán LS kết thúc, với mỗi nút chúng ta xác định được nút ngay trước nó trên tuyến đường có giá thấp nhất xuất phát từ nguồn. Với mỗi nút phía trước, chúng ta lại có nút phía trước nữa... Cuối cùng chúng ta xác định được toàn bộ đường đi từ nguồn đến tất cả các nút đích.

Độ phức tạp tính toán của thuật toán này bằng bao nhiêu? Với n nút (không kể nút nguồn), để tìm đường đi có giá thấp nhất từ nguồn đến tất cả các đích, khối lượng tính toán là bao nhiêu trong trường hợp xấu nhất? Trong vòng lặp đầu tiên, chúng ta cần kiểm tra qua tất cả n nút để xác định nút w có giá nhỏ nhất không nằm trong n ; trong vòng lặp thứ hai, chúng ta cần kiểm tra $n - 1$ nút để xác định giá thấp nhất; trong vòng lặp thứ ba là $n - 2$ nút ... Tổng số các nút mà chúng ta cần phải kiểm tra qua tất cả các bước là $n(n+1)/2$ và theo đó chúng ta có thể nói rằng thuật toán Link state có độ phức tạp là $O(n^2)$. (Thuật toán này có thể được cải tiến bằng cách sử dụng cấu trúc dữ liệu HEAP, độ phức tạp chỉ còn theo hàm logarit của n).

Trước khi kết thúc trình bày về thuật toán LS, chúng ta hãy xét ví dụ minh họa một cấu hình mạng giống như trên Hình 4.5. Giá của mỗi liên kết (cung) bằng tải hiện tại trên nó (như thế giá sẽ là độ trễ mà gói tin phải chịu). Trong trường hợp này giá không có tính chất đối xứng, nghĩa là $c(A, B) \neq c(B, A)$ nếu tải trên cả hai hướng AB là như nhau. Giá sử hai nút B và D gửi một đơn vị dữ liệu, nút C gửi khôi lượng dữ liệu là e tới A. Định tuyến ban đầu được minh họa trên Hình 4.5(a), giá của mỗi cung ứng với tải trên cung đó.

Trong bước tiếp theo của thuật toán LS, nút C (với giá liên kết cơ bản đã được xác định trong Hình 4.5a) nhận thấy đường đi đến A theo chiều kim đồng hồ có giá là 1, trong khi theo chiều ngược lại có giá là $1+e$. Do đó, đường đi đến A có giá thấp nhất của C bây giờ là theo chiều kim đồng hồ. Tương tự, B nhận thấy đường đi đến A có giá thấp nhất mới cũng theo chiều kim đồng hồ, kết quả được trình bày trong Hình 4.5b. Trong bước tiếp theo, nút B, C và D nhận thấy đường đi đến A ngược chiều kim đồng hồ có giá là 0 và tất cả các nút định lại tuyến đường theo ngược chiều kim đồng hồ. Trong bước tiếp theo B, C và D lại thay đổi việc định tuyến theo chiều kim đồng hồ.



Hình 4.5 Xung đột định tuyến

Làm sao có thể ngăn ngừa sự dao động như trên (điều này luôn xuất hiện với những thuật toán chọn độ tắc nghẽn hoặc thời gian trễ làm giá cho đường truyền). Một giải pháp được đưa ra là định giá cho đường truyền không phụ thuộc vào tải trên đường đi - một giải pháp khó có khả năng chấp nhận vì mục tiêu của định tuyến là tránh những đường truyền hay tắc nghẽn (có độ trễ cao). Một giải pháp khác là làm thế nào để tất cả các router không chạy thuật toán LS tại cùng một thời điểm. Giải pháp này dường như hợp lý hơn vì chúng ta hy vọng rằng thậm chí nếu các router có chạy thuật toán LS với cùng chu kỳ, thì thuật toán sẽ đưa ra những kết quả khác nhau tại mỗi nút.

4.2.2. Thuật toán Distance vector

Nếu thuật toán LS sử dụng thông tin về toàn bộ trạng thái mạng, thuật toán Distance vector (DV) là thuật toán lặp, không đồng bộ và phân tán. Thuật toán được xem là phân tán vì mỗi nút nhận thông tin từ những nút hàng xóm có đường kết nối trực tiếp, thực hiện các bước tính toán và phân tán kết quả tính toán tới tất cả các nút hàng xóm. Tính lặp được thể hiện ở chỗ quá trình này được thực hiện liên tục cho đến khi không còn thông tin được trao đổi giữa các cặp hàng xóm (chúng ta sẽ thấy đây là thuật toán tự kết thúc - nó tự dừng chứ không cần một tín hiệu kết thúc). Thuật toán không đòi hỏi các nút không được hoạt động trong khi trao đổi với những nút khác - đây chính là đặc điểm không đồng bộ. Chúng ta sẽ thấy thuật toán với các đặc điểm dị bộ, lặp, tự kết thúc, và phân tán thú vị và đáng quan tâm hơn so với thuật toán tập trung.

Cấu trúc dữ liệu chính trong thuật toán DV là **bảng khoảng cách** (**distance table**) được đặt ở mỗi nút. Trong bảng khoảng cách, mỗi hàng ứng với một nút đích trên mạng và mỗi cột ứng với một nút hàng xóm có đường kết nối trực tiếp đến. Giả sử nút X muốn định tuyến đến đích Y qua nút hàng xóm Z. Trong bảng khoảng cách của nút X, $D^X(Y, Z)$ là tổng của giá đường liên kết trực tiếp giữa X và Z - $c(X, Z)$ với giá đường đi bé nhất từ Z đến Y. Đó là:

$$D^X(Y, Z) = c(X, Z) + \min_w \{ D^Z(Y, w) \}$$

Biểu thức \min_w trong đẳng thức trên được lấy trên tất cả các hàng xóm của Z (kể cả X, như chúng ta sẽ thấy dưới đây).

Đẳng thức giúp chúng ta hình dung ý tưởng của thuật toán DV - mỗi nút phải biết được giá nhỏ nhất của đường đi từ tất cả các hàng xóm của nó đến bất kỳ đích nào. Và khi giá nhỏ nhất đến đích nào đó thay đổi, nút phải báo cho tất cả các hàng xóm biết.

Trước khi trình bày thuật toán DV, xét kiến trúc mạng và bảng khoảng cách của nút E trên Hình 4.6. Đây là bảng khoảng cách của nút E sau khi thuật toán DV hội tụ. Hãy nhìn vào dòng đầu tiên với đích đến là A.

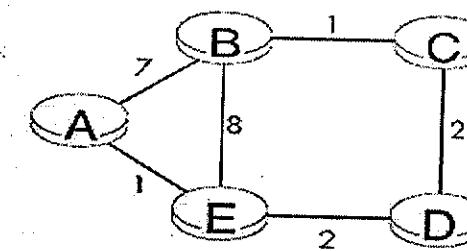
Rõ ràng giá đường kết nối trực tiếp đến A từ E phải là 1, do đó $D^E(A, A) = 1$.

Bây giờ hãy chú ý đến giá trị của $D^E(A, D)$ – giá đường đi từ E đến A qua D. Trường này trong bảng khoảng cách là giá của đường đi từ E đến D (2) cộng với giá đường đi nhỏ nhất từ D đến E. Chú ý rằng giá thấp nhất của đường đi từ D đến A là 3 - đường đi qua E! Do vậy giá thấp nhất từ E đến A qua D là 5. Chúng ta không quan tâm - mặc dù có thể băn khoăn ở đây - là đường đi từ E đến A qua D lại quay lại E.

Tương tự, trường trong bảng khoảng cách với đường đi qua B: $D^E(A, B) = 14$. Hãy chú ý rằng tại sao ở đây không phải là 15?

Các vòng tròn trong bảng khoảng cách là giá nhỏ nhất của đường đi đến các đích (ứng với các hàng). Cột ứng với vòng tròn xác định nút tiếp theo trên đường đi đến đích có giá thấp nhất. Từ đó có thể dễ dàng xây dựng bảng định tuyến cho mỗi nút (với một đích cụ thể nào đó, cần gửi gói tin ra theo đường ra nào).

Trong khi trình bày bảng vector cho nút E ở trên, chúng ta vẫn có được một cái nhìn toàn cục, biết được giá của tất cả các liên kết trên mạng. Thuật toán DV phân tán được trình bày ở đây không sử dụng đến những thông tin tổng thể như vậy.



Hình 4.6

Thuật toán distance vector(DV)

Tại mỗi nút X:

1: Khởi tạo:

```

2:   for (tất cả các nút kề với v)
3:      $D^v(*, v) = \infty$  /* dấu "*" là để chỉ cho tất cả các hàng*/
4:      $D^v(v, v) = c(v, v)$ 
5:   for (tất cả các đích Y)
6:     gửi  $\min_w D^v(Y, w)$  đến mỗi hàng xóm
7:   /* w chạy trong tập các hàng xóm của X*/
8: Lặp
  
```

Đợi cho đến khi (thấy giá liên kết đến hàng xóm V thay đổi hoặc nhận được sự cập nhật của hàng xóm V)
if ($c(X, V)$ thay đổi một lượng d)

```

/* thay đổi giá của tất cả các đường đi đến đích qua v bằng d*/
/* chú ý: d có thể dương hoặc âm*/
for (tất cả các đích y:  $D^v(y, V) = D^v(y, V) + d$ 
else if (nhận được cập nhật từ V đến Y)
  /* đường đi ngắn nhất từ V đến nút nào đó Y thay đổi*/
  /* V đã gửi giá trị mới của  $\min_w D^v(Y, w)$ */
  /* gọi giá trị mới nhận được là "newval"*/
  for (đích y):  $D^v(y, V) = c(X, V) + newval$ 
  if (chúng ta có  $\min_w D^v(Y, w)$  mới cho đích Y nào đó)
    gửi giá trị  $\min_w D^v(Y, w)$  mới đến tất cả các hàng xóm.
  
```

Mãi mãi

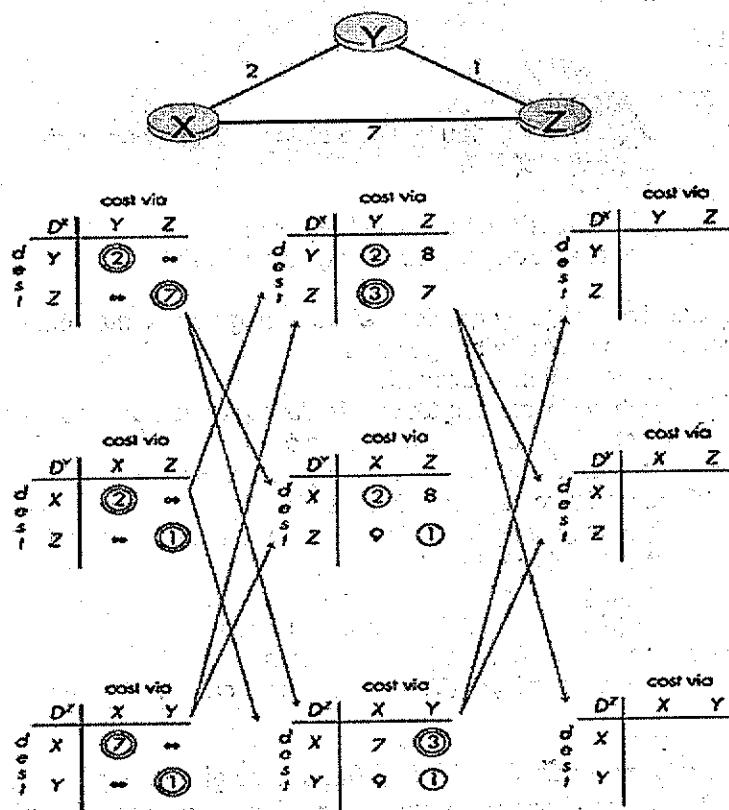
Thật vậy, mỗi nút sẽ chỉ biết thông tin về giá đường liên kết tới nút hàng xóm cũng như thông tin nó nhận được từ những hàng xóm này. Thuật toán Distance vector chúng ta sẽ nghiên cứu còn được gọi là thuật toán

$D^v(*)$	A	B	D
A	①	14	5
B	7	8	⑤
C	6	9	④
D	4	11	②

Bellman–Ford. Nó được áp dụng trong nhiều giao thức định tuyến trong thực tế, bao gồm: Internet BGP, ISO IDRP, Novell IPX và mạng ARPAnet.

Bước mấu chốt nằm từ dòng 15 đến 21, ở đó nút cập nhật bảng khoảng cách khi nhận được sự thay đổi về giá của liên kết đến hàng xóm hoặc nhận được thông tin cập nhật từ hàng xóm. Một bước quan trọng khác là dòng 24, ở đó nút gửi cập nhật đến tất cả các hàng xóm nếu đường đi có giá nhỏ nhất đến đích nào đó bị thay đổi.

Hình 4.7 minh họa hoạt động của thuật toán DV cho mạng đơn giản gồm 3 nút. Hoạt động của thuật toán được thực hiện một cách đồng bộ: tất cả các nút đồng thời nhận được thông điệp từ hàng xóm của chúng, tính toán bảng khoảng cách mới và báo cho các hàng xóm về sự thay đổi giá đường đi ngắn nhất. Sau khi nghiên cứu ví dụ này, bạn có thể nghĩ rằng thuật toán hoạt động đúng trong chế độ không đồng bộ - việc tính toán và cập nhật sự thay đổi của mỗi nút có thể diễn ra tại bất kỳ thời điểm nào.



Hình 4.7 Ví dụ về thuật toán Distance Vecto

Các ô khoanh tròn trong Hình 4.7 ứng với giá nhỏ nhất đến đích nào đó nằm trong hàng tương ứng. Khoanh hai vòng tròn biểu diễn giá nhỏ nhất mới được xác định (trong dòng 4 hoặc dòng 21 của thuật toán DV). Khi đó các thông tin cập nhật sẽ được gửi đến các nút hàng xóm (dòng 24 của thuật toán DV) - ứng với mũi tên giữa các cột trong Hình 4.7.

Cột ngoài cùng bên trái trong Hình 4.7 là các bảng khoảng cách của nút X, Y và Z sau bước khởi tạo.

Bây giờ hãy xem làm thế nào để nút X tính lại bảng khoảng cách (cột giữa của Hình 4.7) sau khi nhận được thông tin cập nhật từ nút Y và Z. Khi nhận được cập nhật từ Y và Z, X thực hiện dòng 21 của thuật toán DV:

$$\begin{aligned} D^X(Y, Z) &= c(X, Z) + \min_w D^Z(Y, w) \\ &= 7 + 1 \\ &= 8 \\ D^X(Z, Y) &= c(X, Y) + \min_w D^Y(Z, w) \\ &= 2 + 1 \\ &= 3 \end{aligned}$$

X biết giá trị $\min_w D^Z(Y, w)$ và $\min_w D^Y(Z, w)$ vì nút Z và Y gửi những giá trị này đến X (và X cũng nhận được theo dòng 10 của thuật toán DV). Việc tính lại bảng khoảng cách của Y và Z ở cột giữa trong Hình 4.7 được thực hiện tương tự.

Giá trị $D^X(Z, Y) = 3$ có nghĩa là giá nhỏ nhất từ X đến Z giảm từ 7 xuống 3. Do đó, X gửi cập nhật đến Y và Z để thông báo cho chúng giá thấp nhất mới đến Z. Chú ý X không cần cập nhật cho Y, Z về giá của nó đến Y vì giá trị này không bị thay đổi. Khi Y tính lại bảng khoảng cách không phát hiện ra thay đổi, do đó Y không gửi cập nhật đến X và Z.

Quá trình nhận cập nhật từ hàng xóm, tính lại bảng khoảng cách và cập nhật các thay đổi đến hàng xóm được thực hiện cho đến khi không còn thông điệp nào được trao đổi. Trong trường hợp này vì không có thông tin cập nhật được gửi nên các nút không phải tính lại bảng khoảng cách và thuật toán ở trạng thái không hoạt động: tất cả các nút ở trạng thái đợi trong dòng 9 của thuật toán DV. Thuật toán DV sẽ ở trong trạng thái không hoạt động cho đến khi giá của một liên kết nào đó thay đổi.

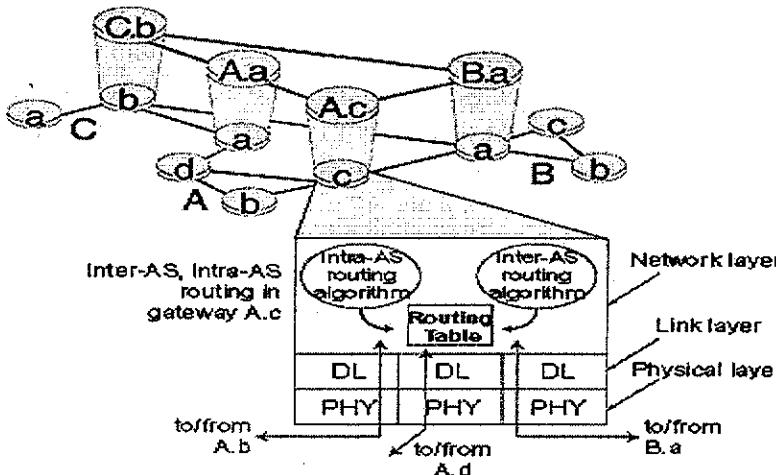
4.3 ĐỊNH TUYẾN PHÂN CẤP

Trong các phần trước, chúng ta đã thấy mạng là tập hợp các router liên kết với nhau. Tất cả các router sẽ giống nhau nếu như đều sử dụng cùng một thuật toán định tuyến để xác định đường đi trên toàn bộ hệ thống mạng.

Trong thực tế, mô hình mạng như vậy và việc xem các router giống hệt nhau cùng thực hiện một thuật toán định tuyến quá đơn giản với hai lý do quan trọng sau:

Phạm vi (scale): Khi số lượng các router lớn, khối lượng thông tin phải tính toán, lưu trữ và trao đổi giữa các bảng chứa thông tin định tuyến trên mỗi router (ví dụ các cập nhật về đường đi ngắn nhất) cũng trở nên cực lớn. Mạng Internet ngày nay bao gồm hàng triệu router liên kết với nhau và hơn 50 triệu máy tính. Lưu trữ thông tin về tất cả các máy tính cũng như các router đòi hỏi một lượng bộ nhớ không lồ. Các thông tin trao đổi cập nhật giữa các router sẽ “ngốn” toàn bộ băng thông của đường truyền. Thuật toán distance vector trên hàng triệu router chắc chắn sẽ không bao giờ hội tụ. Do đó này sinh ra nhu cầu làm giảm độ phức tạp trong việc xác định đường đi trên một mạng lớn như Internet.

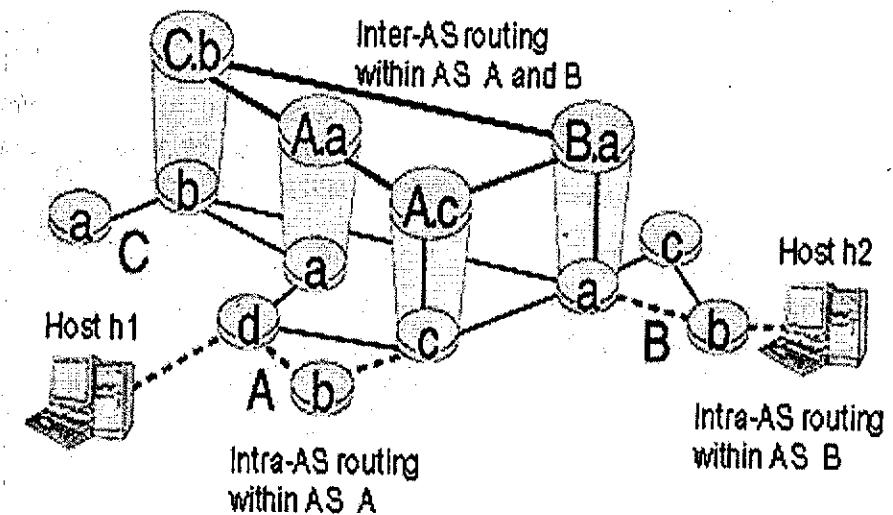
Quản trị (Administrative autonomy): Mặc dù các nhà thiết kế thường bỏ qua yêu cầu của các tổ chức - chẳng hạn khả năng lựa chọn thuật toán định tuyến hay che dấu cấu trúc mạng bên trong của tổ chức với bên ngoài – nhưng trên thực tế đây là những vấn đề quan trọng. Lý tưởng mà nói, một tổ chức phải giữ khả năng quản trị và kiểm soát mạng máy tính của mình nhưng vẫn có khả năng kết nối với các mạng bên ngoài.



Hình 4.8 Ví dụ miền tự quản

Cả hai vấn đề trên đều có thể giải quyết bằng cách nhóm các router thành các vùng hay Miền tự quản (Autonomous System - AS). Các router trong cùng AS sử dụng cùng một thuật toán định tuyến (ví dụ như thuật toán LS hay DV) và biết đầy đủ về nhau (giống trường hợp đã trình bày ở trước). Thuật toán định tuyến chạy trong mỗi AS được gọi là **intraautonomous system routing protocol**. Dĩ nhiên cần phải kết nối các AS với nhau – và vì thế một số router trong AS có thêm nhiệm vụ định tuyến gói tin ra ngoài AS (đích nằm trong một AS khác). Các router định tuyến gói tin ra phía ngoài như vậy được gọi là **gateway router**. Để định tuyến gói tin đi giữa các AS (có thể phải đi qua nhiều AS trên toàn bộ tuyến đường), các gateway router phải biết cách xác định đường đi giữa các AS. Thuật toán định tuyến được sử dụng tại các gateway router là **interautonomous system routing protocol**.

Nói tóm lại, vấn đề phạm vi và quản trị được giải quyết bằng cách sắp xếp router vào các miền tự quản (AS). Tất cả router trong một AS sử dụng cùng một thuật toán định tuyến. Các gateway router trên mỗi AS sử dụng thuật toán interautonomous system routing để định tuyến giữa các AS. Vấn đề phạm vi được giải quyết ở chỗ mỗi router chỉ cần biết về các router khác trong cùng AS và gateway router của AS đó (chứ không cần phải biết tất cả các router). Vấn đề quản trị được giải quyết vì tổ chức có thể lựa chọn sử dụng bất kỳ thuật toán định tuyến intra-AS nào - miễn là thuật toán inter-AS mà nó sử dụng có khả năng liên kết với các AS khác.



Hình 4.9 Ví dụ định tuyến phân cấp

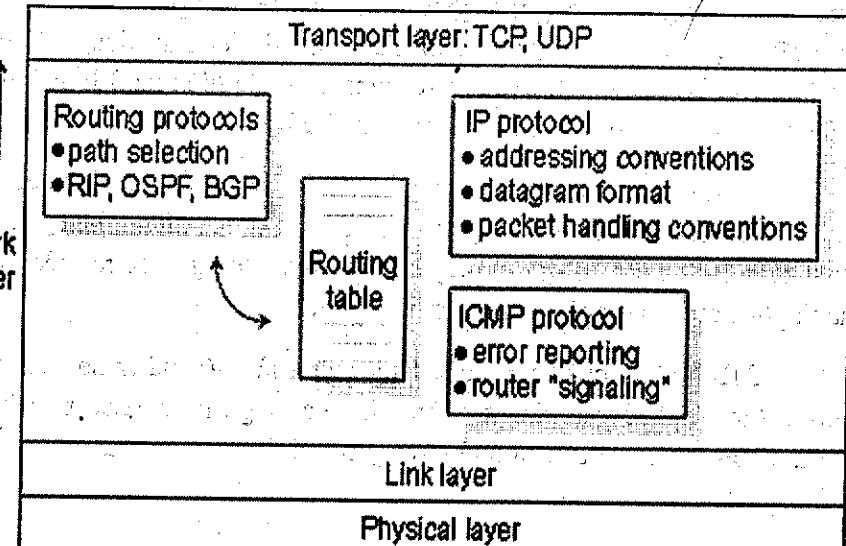
Trên Hình 4.9 có ba AS: A, B và C. Miền A có 4 router: A.a, A.b, A.c, và A.d, sử dụng cùng một thuật toán intra-AS của miền A. Bốn router này đều có đầy đủ các thông tin về nhau cũng như các liên kết trong miền A. Tương tự miền B có 3 và miền C có 2 router. Các thuật toán intra-AS trong các miền A, B, C không nhất thiết giống nhau. Các gateway router là A.a, A.c, B.a, và C.b. Ngoài các thuật toán intra-AS để trao đổi với các router trong miền, bốn gateway router này phải sử dụng thuật toán inter-AS để định tuyến giữa các AS. Về mặt topo, chúng sử dụng giao thức inter-AS, được minh họa bằng các đường kết nối màu đen đậm ở mức cao hơn. Các đường kết nối này có thể là đường kết nối vật lý thực sự (giữa A.c và B.a), có thể là đường ảo (ví dụ giữa A.c và A.a). Trên hình vẽ chúng ta cũng thấy A.c sử dụng cả intra-AS để định tuyến với A.b, A.d và inter-AS để định tuyến với B.a.

Giả sử máy tính h1 nối với router A.d cần gửi gói tin tới máy tính h2 trong AS B, như trên Hình 4.9. Bảng định tuyến tại A.d cho biết, router A.c chịu trách nhiệm gửi gói tin ra bên ngoài AS. Gói tin từ A.d tới router đầu tiên A.c sử dụng giao thức định tuyến intra-AS của A. Có một điểm cực kỳ quan trọng cần chú ý là router A.d không cần biết gì về cấu trúc nội tại trong miền B và C cũng như topo giữa ba miền A, B và C. Router A.c nhận gói tin, xác định đích của gói tin đó nằm ngoài miền A (miền B), bảng định tuyến của inter-AS sẽ xác định rằng để gửi tới miền B thì phải chuyển tới B.a. Khi gói tin tới B.a, giao thức inter-AS xác định rằng gói tin này tới máy tính nào đó trong miền B và chuyển cho giao thức intra-AS của B. Cuối cùng router B.a chuyển gói tin đó tới máy tính đích h2 sử dụng giao thức intra-AS của B. Trong Hình 4.9, các giao thức intra-AS của A và B là các đường kẻ đứt, giao thức inter-AS giữa các miền là đường kẻ đậm.

4.4 INTERNET PROTOCOL

Trong các phần trước, chúng ta đã trình bày các nguyên lý chung của tầng mạng mà chưa nói đến bất kỳ một kiến trúc mạng cụ thể nào. Chúng ta cũng nói tới các mô hình dịch vụ khác nhau của tầng mạng, các thuật toán định tuyến xác định đường đi giữa thiết bị gửi và thiết bị nhận, phân cấp hệ thống mạng để giải quyết vấn đề phạm vi. Trong phần này,

chúng ta sẽ nói tới tầng mạng của Internet – mà một phần trong đó được xem là tầng IP. Chúng ta sẽ thấy IP chỉ là một phần (dù là phần quan trọng) trong kiến trúc tầng mạng của Internet (xem Hình 4.10).



Hình 4.10 Vị trí và các thành phần của Tầng mạng

Như đã nói trong phần 4.1, tầng mạng của Internet sử dụng dịch vụ chuyển mạch gói (datagram) chứ không phải dịch vụ chuyển mạch (VC). Tại máy gửi, khi nhận được một segment từ tầng giao vận, tầng mạng đặt segment trong gói dữ liệu IP (IP datagram) với các trường địa chỉ, địa chỉ nhận... và gửi datagram này tới router đầu tiên trên đường tới đích. Điều này tương tự như một người sau khi viết thư, bỏ lá thư vào phong bì ghi địa chỉ người nhận và thả phong bì thư vào hộp thư. Tầng mạng của Internet cũng giống như hệ thống bưu điện đều không có bất kỳ một sự liên lạc trước nào với bên nhận trước khi chuyển “bưu kiện” (datagram hay lá thư) tới phía nhận. Hơn nữa, như đã nói trong phần 4.1, tầng mạng của Internet và bưu điện sẽ chỉ cung cấp một dịch vụ kiểu “cố gắng tối đa”, nghĩa là không có bất kỳ đảm bảo nào về việc gói tin có đến đích hay không, và nó có thể bị延误 trong một khoảng thời gian bao lâu hay đến theo đúng thứ tự gửi.

Trong Hình 4.10, tầng mạng trong kiểu mạng chuyển mạch gói (như mạng Internet) có ba thành phần chính:

Thành phần thứ nhất là giao thức mạng: xác định địa chỉ tầng mạng; ý nghĩa các trường trong datagram (là gói dữ liệu - PDU của tầng mạng); hành động của router và thiết bị đầu cuối khi nhận được datagram. Giao thức mạng trong Internet gọi là giao thức Internet hay phổ biến hơn là giao thức IP. Hiện nay có hai phiên bản giao thức IP được sử dụng. Các phần 4.4.1 đến 4.4.4 nói về IPv4 (được sử dụng chủ yếu hiện nay) [RFC 701] và phần 4.7 nói tới IPv6 (được đưa ra để thay thế IPv4).

Thành phần thứ hai của tầng mạng là bộ phận xác định đường đi: xác định tuyến đường của datagram trên đường đi tới đích. Phần 4.2 nói về thuật toán tạo ra các bảng định tuyến như vậy. Chúng ta sẽ nghiên cứu các thành phần của bộ định tuyến trong phần 4.5.

Thành phần cuối cùng của tầng mạng là chức năng báo lỗi và khả năng trả lời một số yêu cầu về thông tin của tầng mạng. Giao thức báo lỗi của Internet – ICMP được nói đến trong mục 4.4.5.

4.4.1 Địa chỉ IPv4

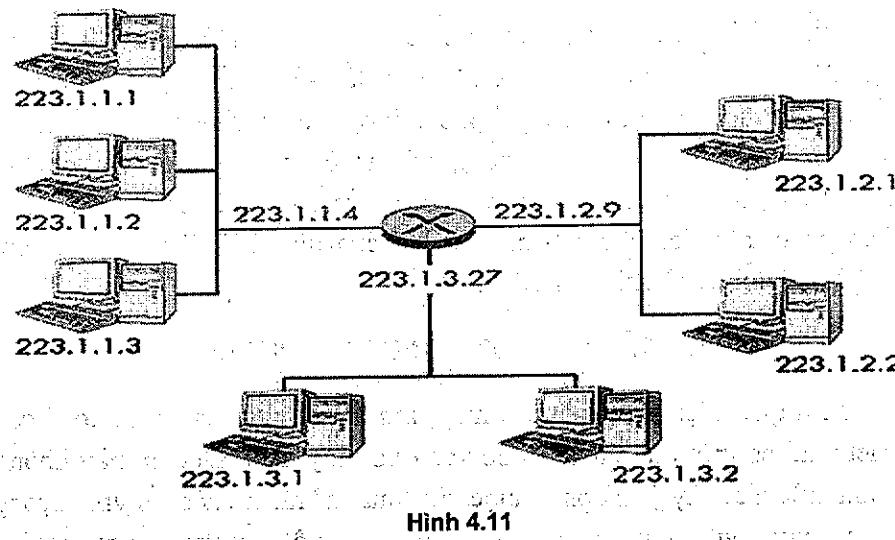
Đầu tiên chúng ta sẽ nói về địa chỉ IPv4. Mặc dù vấn đề địa chỉ tương đối đơn giản song mối quan hệ giữa địa chỉ và giao thức tầng mạng lại quan trọng.

Trước khi thảo luận về địa chỉ IP, chúng ta hãy xét máy tính và router nối vào mạng như thế nào. Máy tính thường có một đường kết nối duy nhất vào hệ thống mạng mà qua đó thực thể IP trong máy tính sẽ sử dụng khi gửi datagram. Nằm giữa máy tính và đường kết nối vật lý là một **giao diện ghép nối (interface)**. Ngược lại router khác hoàn toàn máy tính. Công việc của router là chuyển một datagram từ kết nối (incoming link) này tới kết nối khác (outgoing link). Router có thể có nhiều kết nối, và bộ phận nằm giữa router với kết nối cũng được gọi là giao diện. Như vậy router có nhiều giao diện, mỗi giao diện ứng với một kết nối. Vì tất cả các máy tính và router đều phải có khả năng gửi và nhận IP datagram nên mỗi giao diện phải có một địa chỉ IP. Do đó địa chỉ IP ứng với giao diện chứ không phải với máy tính hay router.

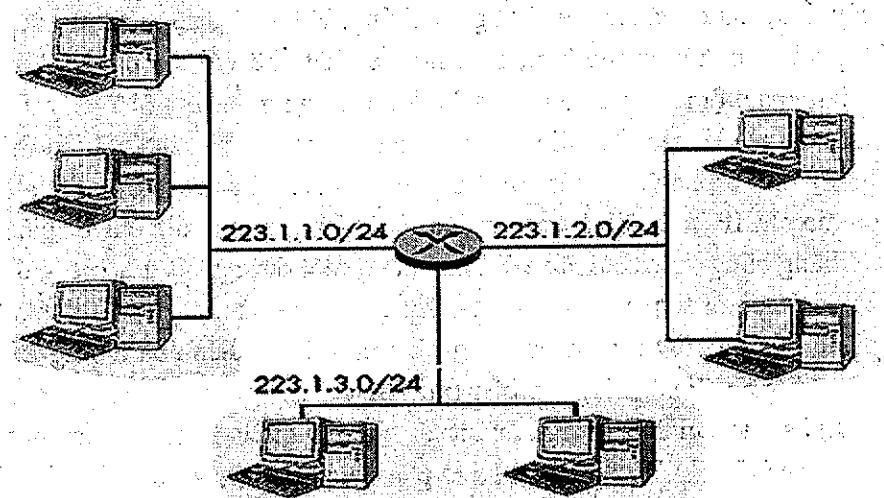
Địa chỉ IP có độ dài 32 bit (4 byte) và do đó không gian địa chỉ có 2^{32} địa chỉ. Địa chỉ IP được viết theo ký pháp **dấu chấm thập phân (dotted-decimal notation)** vì mỗi byte của địa chỉ được viết dưới dạng thập phân và phân cách với các byte khác bằng ký tự chấm (.). Xét địa chỉ IP 193.32.216.9. 193 là số thập phân ứng với nhóm 8 bit đầu của địa chỉ, 32 là số thập phân ứng với nhóm 8 bit thứ hai của địa chỉ... Bởi vậy địa chỉ 193.32.216.9 đổi ra hệ nhị phân sẽ là:

110000001 00100000 11011000 00001001.

Mỗi giao diện ghép nối của máy tính hay router trên mạng toàn cầu Internet phải có một địa chỉ IP được xác định duy nhất. Địa chỉ này không thể chọn một cách tùy ý mà phụ thuộc vào “mạng” mà nó kết nối vào. Trong ngữ cảnh này, thuật ngữ “mạng” không có ý là một cấu trúc tổng thể gồm các máy tính, router và các liên kết giữa chúng. Hiện tại thuật ngữ này được sử dụng với ý nghĩa cụ thể hơn, có quan hệ chặt chẽ với địa chỉ IP. Hình 4.11 minh họa một router có 3 giao diện được sử dụng để kết nối 7 máy tính. Quan sát địa chỉ IP của giao diện ứng với mỗi máy tính và router. Giao diện của 3 máy tính ở phần trên bên trái trong Hình 4.11 và router nối với chúng đều có địa chỉ IP là 223.1.1.xxx.: nghĩa là 24 bit đầu của địa chỉ IP giống nhau. Chúng cũng được kết nối với nhau bằng một đường kết nối vật lý duy nhất (trong trường hợp này là môi trường quảng bá sử dụng cáp Ethernet) mà không cần qua bất kỳ router trung gian nào. Giao diện của những máy tính này và giao diện phía trên bên trái của router tạo nên **mạng IP (IP network)** hay đơn giản là **mạng**. 24 bit địa chỉ đầu giống nhau là phần mạng trong cấu trúc địa chỉ IP, 8 bit còn lại là phần máy tính (host) của địa chỉ IP. Chính mạng này cũng có một địa chỉ là 223.1.1.0/24 trong đó kí hiệu /24 là **mặt nạ mạng (network mask)** với ý nghĩa 24 bit đầu tiên của địa chỉ 32 bit xác định địa chỉ mạng. Những bit này cũng được xem là **tiền tố mạng (network prefix)**. Mạng 223.1.1.0/24 gồm giao diện của 3 máy tính (223.1.1.1; 223.1.1.2; 223.1.1.3) và một giao diện của router (223.1.1.4). Bất kỳ máy tính nào nối với mạng 223.2.2.0/24 đều phải có địa chỉ dưới dạng 223.1.1.xxx. Trên Hình 4.11 còn có hai mạng khác: 223.1.2.0/24 và 223.1.3.0/24. Hình 4.12 minh họa 3 mạng IP trong Hình 4.11.



Hình 4.11



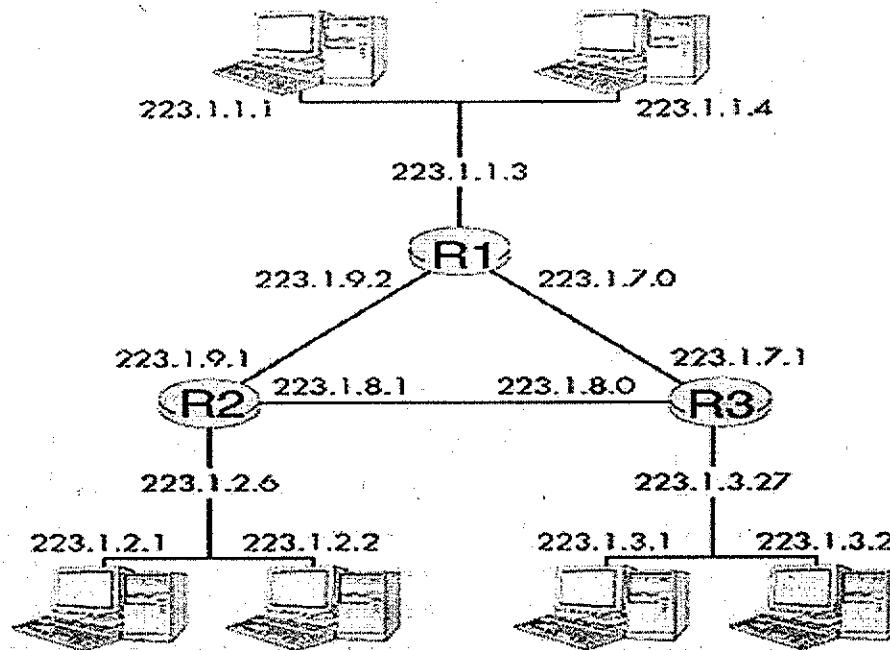
Hình 4.12

Định nghĩa IP về “mạng” không chỉ với phân đoạn mạng Ethernet nối nhiều máy tính với một router. Trên Hình 4.13 ba router đối mặt với nhau qua các đường liên kết điểm tới điểm (point-to-point). Mỗi router có ba giao diện, hai giao diện kết nối tới hai router kia và một giao diện dành cho kết nối quảng bá với các máy tính. Có bao nhiêu mạng IP ở đây? Ba mạng 223.1.1.0/24, 223.1.2.0/24 và 223.1.3.0/24 tương tự các mạng nói tới trong

Hình 4.11. Nhưng chú ý có thêm 3 mạng nữa trong Hình 4.13: mạng 223.1.9.0/24 cho hai giao diện nối router R1 và R2, mạng 223.1.8.0/24 cho hai giao diện nối router R2 và R3 và mạng 223.1.7.0/24 ứng với hai giao diện nối router R3 và R1.

Với một hệ thống liên mạng gồm nhiều router và máy tính, chúng ta có thể sử dụng một công thức để xác định các mạng trong hệ thống. Chúng ta loại bỏ tất cả giao diện của các máy tính và router. Khi đó sẽ tạo ra các mạng cô lập, mỗi mạng cô lập đó được coi là một mạng IP. Áp dụng cách thức này trong ví dụ trên Hình 4.13, chúng ta có 6 mạng IP tách biệt. Mạng Internet gồm hàng triệu hệ thống mạng như vậy. Ký pháp mạng và chỉ mạng có vai trò then chốt trong kiến trúc định tuyến Internet. Sau khi đã có định nghĩa về mạng, chúng ta tiếp tục trình bày chi tiết về địa chỉ IP. Kiến trúc địa chỉ Internet đầu tiên đưa ra 4 lớp địa chỉ minh họa trên Hình 14. Lớp địa chỉ thứ năm, bắt đầu bằng 11110 được dự trữ cho việc sử dụng này. Với lớp địa chỉ A, 8 bit đầu là địa chỉ mạng và 24 bit cuối là địa chỉ giao diện (máy tính) trong mạng. Như thế có 2^7 mạng lớp A (bit đầu tiên trong 8 bit địa chỉ mạng luôn nhận giá trị 0), mỗi mạng lớp A lại có thể có 2^{24} giao diện. Lớp B có 2^{14} mạng, mỗi mạng có 2^{16} giao diện. Lớp địa chỉ C có 24 bit làm địa chỉ mạng và chỉ có 8 bit làm địa chỉ máy. Lớp D dự trữ cho địa chỉ multicast.

Bốn lớp địa chỉ trình bày trên hiện tại không còn được áp dụng trong kiến trúc địa chỉ IP nữa. Điều kiện phần mạng của địa chỉ IP có độ dài là 8 bit, 16 bit, 24 bit hoặc 32 bit không hợp lý khi số lượng các tổ chức với mạng cỡ nhỏ hay trung bình ngày càng tăng. Mạng lớp C (/24) chỉ có thể có $2^8 - 2 = 254$ máy tính (2 trong số 2^8 địa chỉ được dự trữ cho một số mục đích khác) - số lượng quá nhỏ với nhiều tổ chức. Tuy nhiên, mạng lớp B (/16) có thể tới 65.634 máy tính lại là quá lớn. Một tổ chức với 2000 máy tính phải sử dụng địa chỉ lớp B (/16). Với kiểu gán địa chỉ như vậy thì không gian địa chỉ lớp B sẽ nhanh chóng bị cạn kiệt nhưng không gian địa chỉ lại không được sử dụng hiệu quả. Ví dụ, tổ chức sử dụng địa chỉ lớp B cho 2000 máy tính thì sẽ có khoảng 63000 địa chỉ còn lại bị lãng phí trong khi đáng ra có thể phân phối cho các tổ chức khác.



Hình 4.13 Có 6 mạng IP

Năm 1993, IETF chuẩn hóa **Định tuyến liên miền không phân lớp** (Classless interdomain routing - CIDR- phát âm là “cider”) [RFC 1519]. Với cơ chế không phân lớp, phần mạng của địa chỉ IP có thể có độ dài tùy ý, không nhất thiết phải là 8, 16 hay 24 bit. Khuôn dạng của một địa chỉ không phân lớp sẽ là $a.b.c.d/x$, trong đó x là số lượng bit dùng để làm địa chỉ mạng. Trong ví dụ trước, tổ chức cần không gian địa chỉ cho 2000 máy tính chỉ cần một không gian 2.048 địa chỉ dưới dạng $a.b.c.d/21$, cho phép 63000 địa chỉ còn lại được phân phối cho các tổ chức khác. Trong trường hợp này, 21 bit đầu tiên xác định địa chỉ mạng của tổ chức và tất cả địa chỉ IP của máy tính trong tổ chức đều phải có phần địa chỉ mạng giống nhau. 11 bit còn lại xác định cụ thể máy tính nào trong tổ chức. Trên thực tế, tổ chức có thể tiếp tục chia 11 bit đó trong thủ tục tạo mạng con (subnetting) [RFC 950] để tạo ra các mạng con bên trong mạng $a.b.c.d/21$.

Trên thực tế

Ví dụ trình bày việc một ISP kết nối 8 tổ chức vào mạng Internet minh họa việc phân phối địa chỉ không phân lớp có thể đáp ứng khả năng định tuyến phân cấp như thế nào. Giả sử như trong hình 4.19, ISP Fly-By-Night quảng cáo với thế giới bên ngoài là nó có thể gửi các datagram đến các máy có 20 bit địa chỉ đầu trùng với 200.23.16.0/20. Thế giới bên ngoài không cần biết trong không gian địa chỉ 200.23.16.0/20 thực tế có 8 tổ chức con, mỗi tổ chức có hệ thống mạng riêng. Khả năng sử dụng một tiền tố mạng (prefix) quảng cáo cho nhiều mạng được gọi là **nhóm đường (route aggregation hay route summarization)**.

Nói chung nhóm đường hoạt động tốt khi không gian địa chỉ được cấp phát cho ISP và sau đó ISP cấp phát tiếp cho các tổ chức khách hàng. Nhưng chuyện gì xảy ra nếu địa chỉ không được phân phối theo cách thức phân cấp? Chẳng hạn tổ chức 1 không chấp nhận dịch vụ với chất lượng thấp của ISP Fly-By-Night và quyết định lựa chọn ISP mới là ISPs-R-Us? Như minh họa trên Hình 4.15, ISPs-R-Us có không gian địa chỉ là 199.31.0.0/16, nhưng không gian địa chỉ IP của tổ chức 1 lại nằm bên ngoài không gian địa chỉ này. Sẽ làm gì ở đây? Chắc chắn, tổ chức 1 có thể cấu hình lại tất cả router và máy tính để có địa chỉ IP trong miền địa chỉ của ISPs-R-Us. Nhưng đây là giải pháp tốn kém, và trong tương lai rất có thể tổ chức 1 lại lựa chọn một ISP mới. Giải pháp ở đây sẽ là cho phép tổ chức 1 giữ lại địa chỉ 200.23.18.0/23. Trong trường hợp này, như trong hình 4.15, Fly-By-Night-ISP tiếp tục quảng cáo không gian địa chỉ 200.23.16.0/20 và ISPs-R-Us tiếp tục quảng cáo không gian địa chỉ 199.31.0.0/16. Tuy nhiên ISPs-R-U bây giờ cũng quảng cáo không gian địa chỉ cho tổ chức 1: 200.23.18.0/23. Khi những router khác trong Internet nhận được quảng cáo không gian địa chỉ 200.23.16.0/20 (từ Fly-By-Night-ISP) và 200.23.18.0/23 (từ ISPs-R-Us) và muốn định tuyến tới một địa chỉ nào đó trong 200.23.18.0/23, chúng sẽ sử dụng quy tắc địa chỉ tiền tố dài nhất (longest prefix rule) để định tuyến tới ISPs-R-Us, vì ISPs-R-Us quảng cáo địa chỉ có tiền tố dài nhất ứng với địa chỉ đích.

0	Network	Host	1.0.0.0 to 127.255.255.255
10	Network	Host	128.0.0.0 to 191.255.255.255
110	Network	Host	192.0.0.0 to 223.255.255.255
1110	Multicast address		224.0.0.0 to 239.255.255.255

← 32 bits →

Hình 4.14 Cấu trúc địa chỉ mạng với 4 lớp A,B,C và D

Gán địa chỉ cho mỗi giao diện

Sau khi biết được địa chỉ IP, bạn có thể hỏi bằng cách nào máy tính nhận được địa chỉ IP? Địa chỉ IP có hai phần: Phần mạng và phần máy tính. Phần máy tính của địa chỉ có thể được cấp phát theo nhiều cách như sau:

Cấu hình bằng tay. Địa chỉ IP được người quản trị hệ thống cấu hình vào máy tính (thường trong file cấu hình).

Giao thức cấu hình địa chỉ động (Dynamic host configuration protocol -DHCP) [RFC 2131]. DHCP là phiên bản mở rộng của giao thức BOOTP [RFC 1542]. Với DHCP, khi máy DHCP phục vụ (server) trong mạng (mạng cục bộ chẳng hạn) nhận yêu cầu DHCP từ một máy khách, nó sẽ phân phối (gán) một địa chỉ IP cho máy khách yêu cầu. DHCP được sử dụng rộng rãi trong mạng cục bộ hay truy cập Internet từ nhà (kết nối modem với ISP).

Để có địa chỉ mạng không đơn giản. Người quản trị mạng phải liên lạc với ISP của mình. ISP đã được phân phối một không gian địa chỉ tương đối lớn và sẽ cấp một phần trong không gian địa chỉ này cho tổ chức thuê bao. Ví dụ ISP được phân phối không gian địa chỉ 200.23.16.0/20. Đến lượt mình ISP chia không gian địa chỉ này thành 8 không gian địa chỉ nhỏ hơn vì cấp phát 8 không gian này cho các tổ chức thuê bao như dưới đây (để tiện theo dõi, phần mạng trong địa chỉ được gạch chân)

Không gian địa chỉ của ISP: 11001000 00010111 00010000
00000000 200.2.3.16.0/20

Tổ chức 0 11001000 00010111 00010000 00000000
200.23.16.0/23

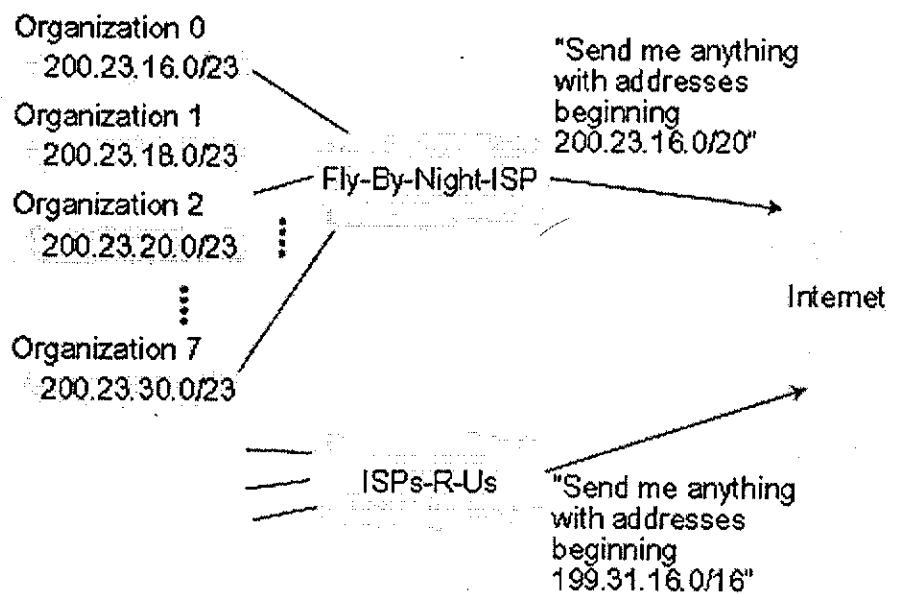
Tổ chức 1 11001000 00010111 00010010 00000000
200.23.18.0/23

Tổ chức 7 11001000 00010111 00010100 00000000
200.23.30.0/23

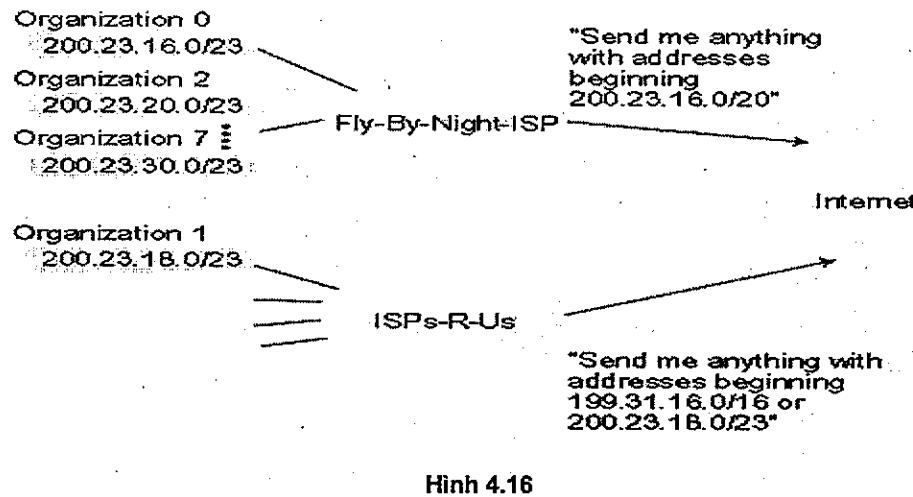
Vậy làm thế nào để ISP nhận được không gian địa chỉ? Địa chỉ IP được tổ chức ICANN (The Internet Corporation for Assigned Names and

Numbers) [ICANN 2000] quản lý theo các nguyên tắc chỉ đạo ghi trong RFC 2050. Vai trò của tổ chức phi lợi nhuận ICANN không chỉ cấp phát địa chỉ IP mà còn quản trị các root DNS server. Nó chịu trách nhiệm đặt tên miền cũng như giải quyết các tranh chấp về tên miền. Hiện nay việc phân phối địa chỉ IP được cơ quan đăng ký Internet cấp vùng quản lý. Giữa năm 2000, có 3 cơ quan đăng ký như vậy: American Registry for Internet Number (ARIN) cho châu Mỹ và một số phần của châu Phi. Reseaux IP Europeans (RIPE) cho châu Âu và một số nước chung quanh và Asia Pacific Network Information Center (APNIC) cho khu vực châu Á.

Các máy tính có khả năng di động (mobile) có thể thay đổi mạng theo cách động (khi di chuyển) hoặc tĩnh (theo thời gian). Khi định tuyến, phải xác định mạng trước và sau đó mới tới máy tính trong mạng, nên địa chỉ IP của máy tính di động sẽ phải thay đổi khi máy tính thay đổi mạng. Các kỹ thuật xử lý trường hợp này đang được phát triển [RFC 2002, RFC 2131].



Hình 4.15 Ví dụ 2 ISP



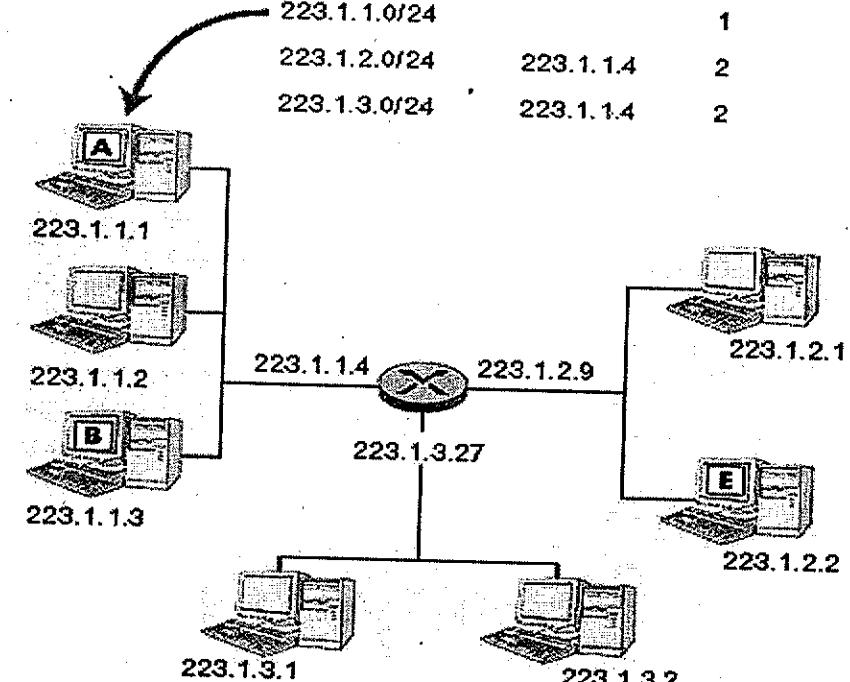
4.4.2 Chuyển datagram từ nguồn tới đích: vấn đề địa chỉ và định tuyến

Giờ đây khi đã có định nghĩa về giao diện, mạng cũng như các hiểu biết cơ bản về địa chỉ IP, chúng ta hãy thử xem máy tính và các router chuyển một gói tin IP (IP datagram) từ nơi gửi đến nơi nhận như thế nào. Để đơn giản, ta coi khuôn dạng chung của gói tin IP giống như trong Hình 4.17. Mỗi IP datagram có trường địa chỉ gửi và trường địa chỉ nhận. Máy tính gửi sẽ điền vào trường địa chỉ gửi 32 bit địa chỉ IP của mình và điền vào trường địa chỉ nhận 32 bit địa chỉ IP của máy tính nhận (giống như các trường FROM và TO trên phong bì thư). Trường dữ liệu của datagram thường là gói TCP hoặc UDP segment. Khuôn dạng gói dữ liệu IP được thảo luận chi tiết trong các phần sau.

Misc fields	Source IP Address	Destination IP address	Data
-------------	-------------------	------------------------	------

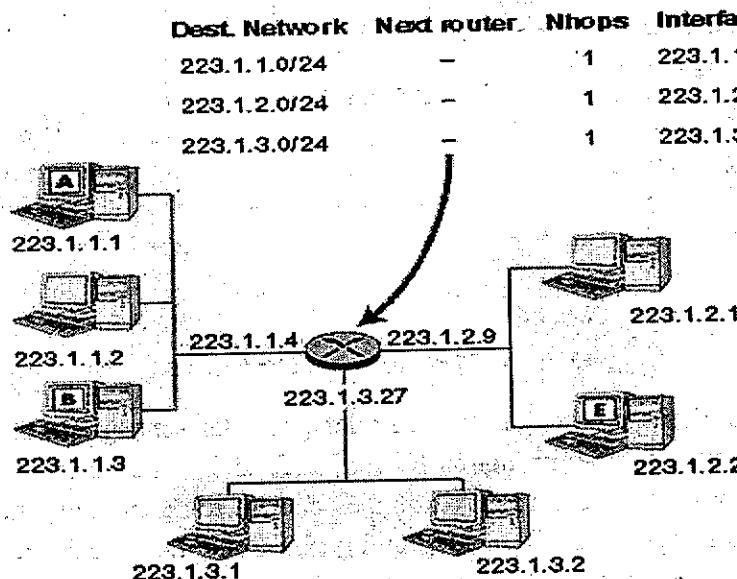
Hình 4.17 Khuôn dạng chung gói dữ liệu tầng mạng

Routing table in A			
Dest. Network	Next router	Nhops	
223.1.1.0/24		1	
223.1.2.0/24	223.1.1.4	2	
223.1.3.0/24	223.1.1.4	2	



Sau khi máy tính gửi tạo ra IP datagram, tầng mạng làm thế nào để gửi datagram từ máy tính nguồn tới máy tính đích? Câu trả lời phụ thuộc vào việc máy tính nguồn và máy tính đích có nằm trong cùng một mạng hay không (thuật ngữ “mạng” sử dụng giống như trong 4.4.1). Đầu tiên giả sử máy tính A muốn gửi IP datagram tới máy tính B nằm trong cùng mạng 223.1.1.0/24 với A. Điều này được thực hiện như sau: đầu tiên thực thi IP trong máy A dò trong bảng định tuyến cục bộ của mình (xem Hình 4.18) và tìm thấy hàng 223.1.1.0/24 trùng với các bit đầu (địa chỉ mạng) trong địa chỉ IP của máy B. Bảng định tuyến chỉ ra rằng số lượng các thiết bị trung gian đến mạng 223.1.1.0 là 1, nghĩa là B nằm trong cùng một mạng với A. Do đó máy A có thể gửi trực tiếp đến B mà không cần qua các router trung gian. Sau đó máy A chuyển gói dữ liệu IP cho tầng liên kết dữ liệu để chuyển gói dữ liệu đó tới B (công việc của tầng liên kết dữ liệu chuyển dữ liệu giữa hai thiết bị nối trực tiếp với nhau sẽ được trình bày trong chương 5).

Xét tiếp trường hợp máy A gửi gói dữ liệu tới máy E nằm trên mạng khác. A dò trên bảng định tuyến của mình và thấy 223.1.1.0/24 có địa chỉ mạng trùng với phần mạng trong địa chỉ IP của E. Vì số lượng các thiết bị trung gian là 2, nên máy A biết máy đích nằm trên mạng khác và do đó sẽ phải chuyển qua router trung gian. Ngoài ra bảng định tuyến tại A cũng cho biết để gửi tới E, đầu tiên A phải gửi gói dữ liệu tới địa chỉ IP 223.1.1.4 – là địa chỉ IP của giao diện router nằm trên cùng một mạng với A. Thực tế IP trong máy A chuyên gói dữ liệu xuống tầng liên kết dữ liệu và yêu cầu chuyển tới địa chỉ IP 223.1.1.4. Một chú ý rất quan trọng ở đây là mặc dù gói dữ liệu IP được gửi tới giao diện của router (qua tầng liên kết dữ liệu), địa chỉ đích trong gói dữ liệu vẫn là địa chỉ đích cuối cùng (địa chỉ E) chứ không phải là địa chỉ router trung gian.



Hình 4.19 Chuyển dữ liệu từ A đến E

Khi gói dữ liệu tới router thì trách nhiệm chính của router là chuyển gói dữ liệu hướng tới đích cuối cùng. Như minh họa trong Hình 4.19, router tìm trên bảng định tuyến và thấy hàng 223.1.2.0/24 trùng với phần mạng địa chỉ IP của E. Như vậy gói dữ liệu phải được chuyển đến giao diện của router có địa chỉ IP là 223.1.2.9. Vì số lượng các thiết bị trung gian giữa router và đích là 1, nên router biết rằng đích (E) nằm trên cùng một mạng với giao diện ứng với địa chỉ 223.1.2.9, vì thế router chuyển gói dữ liệu tới giao diện (cổng) này, và sau đó gói dữ liệu được chuyển trực tiếp tới E.

Chú ý rằng trong Hình 4.19, các hàng trong cột “next router” là rỗng vì mỗi mạng (223.1.1.0/24, 223.1.2.0/24, và 223.1.3.0/24) được kết nối trực tiếp với router. Trong trường hợp này, chúng không cần phải đi qua các router trung gian để đến đích. Tuy nhiên nếu máy A và máy E cách nhau 2 router thì trong bảng định tuyến của router đầu tiên trên tuyến đường từ A tới E, dòng tương ứng với đích E sẽ chỉ ra phải qua 2 chặng nữa mới tới được đích và phải chỉ ra địa chỉ IP của router thứ hai trên tuyến đường. Router đầu tiên sẽ chuyển gói dữ liệu tới router thứ hai nhờ vào giao thức của tầng liên kết dữ liệu giữa hai router. Kế đó router thứ hai sẽ chuyển gói dữ liệu tới máy đích nhờ giao thức tầng liên kết dữ liệu giữa router thứ hai và máy đích.

Định tuyến cho gói dữ liệu trên mạng Internet tương tự việc người lái xe hỏi đường cảnh sát giao thông tại mỗi bùng binh. Trên đường di chuyển từ nguồn tới đích, gói dữ liệu sẽ đi qua nhiều router. Tại mỗi router, gói tin dừng lại và “hỏi” router đi đường nào để tới đích. Trừ khi router trên cùng mạng với máy tính đích, về cơ bản, bảng định tuyến trong router sẽ nói với gói dữ liệu: “Tôi không biết chính xác đi đến đích như thế nào, nhưng tôi biết hướng tới nó là đi theo đường này”. Sau đó gói dữ liệu sẽ được gửi đi trên đường kết nối này để đến một router khác và lại hỏi tiếp tục hỏi đường.

Rõ ràng bảng định tuyến của router đóng vai trò then chốt trong việc định tuyến gói tin qua mạng Internet. Nhưng làm thế nào để cấu hình và bảo trì bảng định tuyến trong một hệ thống liên mạng cực lớn với nhiều tuyến đường giữa đích và nguồn (như trong mạng Internet). Rõ ràng bảng định tuyến phải được cấu hình sao cho các gói dữ liệu được đi theo tuyến đường tốt nhất từ nguồn tới đích. Chính các thuật toán định tuyến đã nói tới trong mục 4.2 thực hiện công việc định tuyến và cập nhật bảng định tuyến. Thuật toán định tuyến của Internet được trình bày trong mục 4.5.

4.3 Khuôn dạng gói dữ liệu IP

Sau đây là các trường trong gói dữ liệu IPv4:

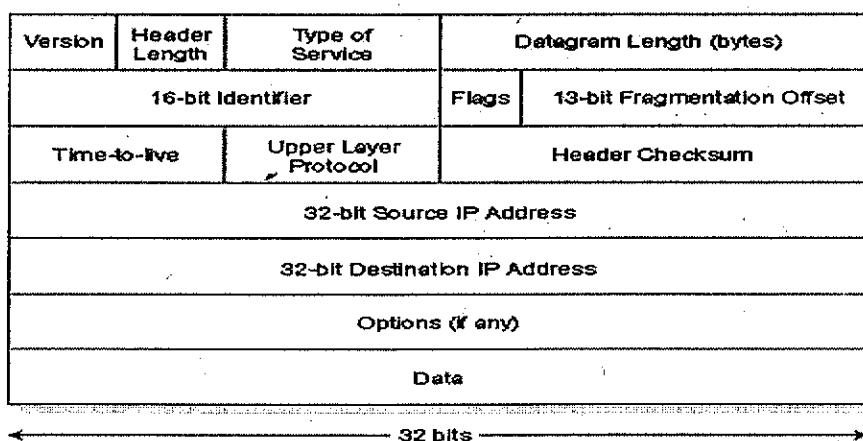
Phiên bản (version): Trường 4 bit này xác định phiên bản giao thức của gói dữ liệu. Qua trường phiên bản, router mới xác định được ý nghĩa của trường còn lại của gói dữ liệu IP. Các phiên bản IP khác nhau sử dụng các khuôn dạng dữ liệu khác nhau. Khuôn dạng gói dữ liệu IP hiện tại - IPv4

- được minh họa trong Hình 4.20. Khuôn dạng gói dữ liệu IPv6 được trình bày trong phần 4.7.

Độ dài tiêu đề (Header length): Gói dữ liệu IPv4 có thể có nhiều trường mang tính lựa chọn (không bắt buộc phải có). 4 bit này được dùng để xác định vị trí bắt đầu của dữ liệu thực sự trong gói dữ liệu IP. Tuy nhiên phần lớn gói dữ liệu IP không chứa các trường lựa chọn nên tiêu đề của gói dữ liệu thường cố định là 20 byte.

Kiểu dịch vụ (Type of service – TOS): Trường kiểu dịch vụ (TOS) giúp phân biệt các kiểu khác nhau của gói dữ liệu IP, để từ đó có thể xử lý theo những cách khác nhau. Ví dụ khi mạng quá tải, cần phân biệt được gói dữ liệu chứa thông tin kiểm soát mạng (ICMP) với gói dữ liệu thực sự (thông điệp HTML) hay giữa datagram chứa dữ liệu thời gian thực (ứng dụng điện thoại qua Internet) với datagram không chứa dữ liệu thời gian thực (ứng dụng FTP). Gần đây Cisco (công ty chiếm thị phần router lớn nhất) đã sử dụng 3 bit đầu tiên của trường TOS để định nghĩa các mức dịch vụ khác nhau mà router có thể cung cấp. Các mức dịch vụ cụ thể được người quản trị router thiết lập theo những tiêu chí của tổ chức.

Độ dài gói dữ liệu (datagram length): đây là tổng độ dài của gói dữ liệu IP (cả phần tiêu đề lẫn phần dữ liệu) tính theo byte. Độ dài trường này là 16 bit nên về lý thuyết kích thước tối đa của gói dữ liệu IP là 65.535 byte. Tuy nhiên, hiếm khi kích thước gói dữ liệu vượt quá 1500 byte và thường giới hạn là 576 byte.



Hình 4.20 Khuôn dạng gói dữ liệu IP

Định danh, cờ và vị trí phân đoạn (Identifier, Flags, Fragmentation Offset): 3 trường này được sử dụng khi phân mảnh gói IP (fragmentation), một chủ đề chúng ta sẽ xem xét chi tiết dưới đây. Chú ý phiên bản mới của IP (IPv6) không cho phép phân mảnh gói dữ liệu tại các router.

Thời gian tồn tại (Time-to-live-TTL): Trường thời gian tồn tại (TTL) được sử dụng để bảo đảm gói dữ liệu không thể lưu chuyền mãi mãi trong mạng (nguyên nhân có thể do định tuyến lặp nên các gói tin truyền lồng vòng theo một chu trình). Trường này bị giảm đi một (-1) mỗi lần gói tin đi qua router. Nếu trường TTL bằng 0, router sẽ loại bỏ gói tin.

Giao thức (Protocol): Trường này chỉ được sử dụng khi gói dữ liệu IP đến được máy tính đích. Giá trị của trường này xác định giao thức tầng giao vận ở máy tính đích sẽ nhận được phần dữ liệu trong gói dữ liệu IP. Ví dụ giá trị 6 có ý nghĩa phần dữ liệu cần chuyển tới thực thể TCP, giá trị 17 có ý nghĩa phần dữ liệu phải chuyển đến thực thể UDP. RFC 1700 liệt kê các giá trị này. Chú ý rằng vai trò của trường giao thức trong gói dữ liệu IP tương tự vai trò trường số hiệu công trong segment của tầng giao vận. Trường giao thức được xem là điểm nối giữa tầng mạng và tầng giao vận cũng như trường số hiệu công là điểm nối giữa tầng giao vận với ứng dụng cụ thể. Trong chương 5 chúng ta cũng sẽ thấy trong frame của tầng liên kết dữ liệu cũng có một trường đặc biệt để nối với tầng mạng.

Checksum của tiêu đề (Header checksum): Trường checksum trong tiêu đề giúp router phát hiện lỗi trong tiêu đề gói dữ liệu IP được gửi đến. Giá trị checksum được tính bằng cách xem phần tiêu đề là một chuỗi các từ hai byte, cộng các từ này lại và sau đó lấy bù một. Như đã thảo luận trong phần 3.3, số bù một của tổng này được gọi là Internet checksum. Router tính lại Internet checksum cho mỗi gói dữ liệu IP nhận được và có thể phát hiện ra lỗi nếu như giá trị checksum tính lại khác giá trị checksum trong gói dữ liệu. Router thường loại bỏ những gói dữ liệu bị lỗi. Chú ý rằng router phải tính lại checksum, trường TTL và có thể một số trường khác. RFC 1071 trình bày phương thức tính checksum nhanh. Một vấn đề thường được đặt ra ở đây là tại sao TCP/IP thực hiện kiểm tra lỗi ở cả tầng giao vận lẫn tầng mạng? Có nhiều nguyên nhân của việc này. Thứ nhất: các router không bắt buộc phải kiểm tra lỗi, vì vậy tầng giao vận không thể dựa vào tầng mạng để làm việc này. Thứ hai: TCP/UDP và IP không nhất thiết nằm trong cùng một nhóm giao thức. TCP có thể chạy trên giao thức khác (ví dụ ATM) và IP có thể chuyển dữ liệu không phải là TCP hay UDP segment.

Địa chỉ IP nguồn và đích: Những trường này là 32 bit địa chỉ IP của máy tính gửi và máy tính nhận. Tầm quan trọng của địa chỉ đích là rõ ràng. Trong phần 3.2 chúng ta thấy rằng địa chỉ IP máy gửi (cùng với số hiệu cổng nguồn và đích) được máy nhận sử dụng để hướng dữ liệu ứng dụng tới socket phù hợp.

Lựa chọn (Option): Các trường này cho phép mở rộng tiêu đề IP. Phần lựa chọn trong tiêu đề hiếm khi được sử dụng. Sự tồn tại của phần lựa chọn trong tiêu đề làm phức tạp việc xử lý các gói tin vì tiêu đề của gói dữ liệu có phần lựa chọn không có độ dài cố định, do đó không xác định được vị trí bắt đầu của dữ liệu thực sự. Như vậy thời gian xử lý gói dữ liệu IP tại mỗi router có thể khác nhau. Đây là nhược điểm của các mạng hiệu suất cao. Vì thế, IPv6 sẽ loại bỏ các trường lựa chọn.

Dữ liệu (payload): Cuối cùng là trường quan trọng nhất - trường dữ liệu. Thông thường trường dữ liệu của gói IP là gói dữ liệu của tầng giao vận (TCP hay UDP segment). Tuy nhiên, trường dữ liệu có thể là các kiểu dữ liệu khác, ví dụ thông điệp ICMP (sẽ được trình bày trong phần 4.4.5).

4.4.4 Phân mảnh (Fragmentation) và Hợp nhất (Reassembly) gói tin IP

Trong chương 5 chúng ta sẽ thấy không phải tất cả các giao thức của tầng liên kết dữ liệu đều có khả năng truyền các gói tin (packet) có cùng độ lớn. Một vài giao thức có khả năng gửi những gói tin lớn trong khi một vài giao thức chỉ có thể gửi những gói tin nhỏ. Ví dụ, gói tin của mạng Ethernet có độ lớn lên tới 1500 byte, trong khi gói tin trên những liên kết ở mạng diện rộng có độ lớn không được vượt quá 576 byte. Số lượng dữ liệu tối đa của gói tin trên một đường truyền vật lý được định nghĩa là **MTU (maximum transfer unit)**. Gói dữ liệu IP được đặt trong gói dữ liệu của tầng liên kết dữ liệu giữa hai router kế tiếp nhau trên đường truyền. Vì thế giá trị MTU của giao thức ở tầng liên kết dữ liệu giới hạn độ dài gói tin IP. Giới hạn kích thước gói tin IP không phải là vấn đề lớn. Vấn đề ở đây là kết nối giữa các router dọc theo tuyến đường từ nơi gửi đến nơi nhận có thể sử dụng các giao thức liên kết dữ liệu khác nhau có giá trị MTU khác nhau.

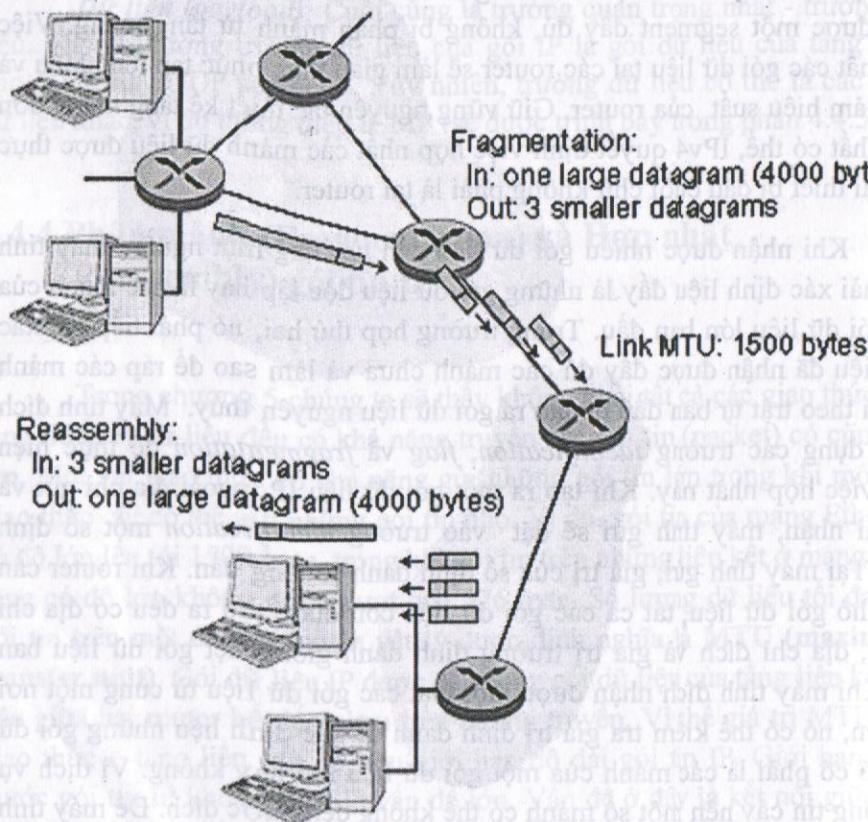
Để hiểu vấn đề rõ hơn, xét router với nhiều kết nối, mỗi kết nối có một giao thức liên kết dữ liệu khác nhau với giá trị MTU khác nhau. Giả sử khi nhận được gói dữ liệu đến từ kết nối nào đó, căn cứ vào địa chỉ đích, router kiểm tra bảng định tuyến để xác định cần gửi gói tin đi ra theo kết nối nào. Tuy nhiên đường kết nối ra ngoài này có giá trị MTU nhỏ hơn độ dài gói dữ liệu IP. Làm thế nào router có thể đặt gói tin IP lớn trong gói tin của tầng liên kết dữ liệu có kích thước nhỏ hơn? Giải pháp cho vấn đề này là phân mảnh (fragmentation) dữ liệu trong gói dữ liệu IP thành nhiều gói dữ liệu IP nhỏ hơn và sau đó gửi những gói dữ liệu nhỏ hơn này trên đường kết nối. Mỗi gói dữ liệu IP nhỏ này được coi là một mảnh (fragment).

Các mảnh tách rời này cần được ráp lại trước khi chuyển lên tầng giao vận tại máy tính nhận. Rõ ràng là cả TCP và UDP đều mong muốn nhận được một segment đầy đủ, không bị phân mảnh từ tầng mạng. Việc hợp nhất các gói dữ liệu tại các router sẽ làm giao thức phức tạp lên nhiều và làm giảm hiệu suất của router. Giữ vững nguyên tắc thiết kế tầng mạng đơn giản nhất có thể, IPv4 quyết định việc hợp nhất các mảnh dữ liệu được thực hiện tại thiết bị đầu cuối chứ không phải là tại router.

Khi nhận được nhiều gói dữ liệu đến từ cùng một nguồn, máy tính cần phải xác định liệu đây là những gói dữ liệu độc lập hay là các mảnh của một gói dữ liệu lớn ban đầu. Trong trường hợp thứ hai, nó phải tiếp tục xác định liệu đã nhận được đầy đủ các mảnh chưa và làm sao để ráp các mảnh này lại theo trật tự ban đầu để tạo ra gói dữ liệu nguyên thủy. Máy tính đích sẽ sử dụng các trường *identification*, *flag* và *fragmentation* để thực hiện công việc hợp nhất này. Khi tạo ra một gói dữ liệu IP, ngoài địa chỉ gửi và địa chỉ nhận, máy tính gửi sẽ đặt vào trường *identification* một số định danh. Tại máy tính gửi, giá trị của số định danh sẽ tăng dần. Khi router cần chia nhỏ gói dữ liệu, tất cả các gói dữ liệu con được tạo ra đều có địa chỉ nguồn, địa chỉ đích và giá trị trường định danh giống hệt gói dữ liệu ban đầu. Khi máy tính đích nhận được một loạt các gói dữ liệu từ cùng một nơi gửi đến, nó có thể kiểm tra giá trị định danh để xác định liệu những gói dữ liệu đó có phải là các mảnh của một gói dữ liệu lớn hay không. Vì dịch vụ IP không tin cậy nên một số mảnh có thể không đến được đích. Để máy tính nhận có thể chắc chắn là đã nhận được mảnh cuối cùng của gói dữ liệu ban đầu, thì trường cờ của mảnh cuối cùng phải có giá trị 0, trong khi trường cờ

của các mảnh khác có giá trị 1. Tương tự để máy nhận xác định được liệu có mảnh nào không (và để ghép các mảnh theo đúng thứ tự), trường Offset được sử dụng để xác định vị trí của mảnh trong gói dữ liệu IP ban đầu.

Xét ví dụ trên Hình 4.21. Một gói dữ liệu có độ lớn 4000 byte đến router và phải gửi qua đường liên kết có MTU là 1500 byte. Điều này có nghĩa rằng 3980 byte dữ liệu trong gói dữ liệu ban đầu phải được tách ra thành ba mảnh phân biệt (mỗi mảnh trở thành một gói dữ liệu IP độc lập). Giá trị trong gói dữ liệu ban đầu giá trị trường định danh là 777. Giá trị các trường trong ba phân mảnh này được chỉ ra trong Bảng 4.3



Hình 4.21 Phân mảnh và hợp nhất gói dữ liệu IP

Dữ liệu của gói IP chỉ được chuyển lên tầng giao vận tại máy tính nhận khi tầng IP tái tạo hoàn chỉnh gói dữ liệu IP ban đầu. Nếu một số mảnh dữ liệu bị mất, không đến được đích, thì toàn bộ gói dữ liệu sẽ bị loại bỏ và không được chuyển lên tầng giao vận. Nhưng như đã nghiên cứu trong chương trước, nếu sử dụng TCP ở tầng giao vận, thì thực thể TCP sẽ khắc phục mất mát do phía gửi sẽ gửi lại gói dữ liệu ban đầu.

Fragment	Bytes	ID	Offset	Flag
1	1480 byte trong trường dữ liệu	identification=777	offset=0 (dữ liệu bắt đầu từ byte thứ 0)	flag=1 (còn mảnh nữa)
2	1480 byte trong trường dữ liệu	identification=777	offset=1480 (dữ liệu bắt đầu từ byte thứ 1480)	flag=1 (còn mảnh nữa)
3	1020 byte (=3980 - 1480 - 1480) trong trường dữ liệu	identification=777	offset=2960 (dữ liệu bắt đầu từ byte thứ 2960)	flag=0 (đây là mảnh cuối cùng)

Bảng 4.3 Ví dụ phân mảnh gói tin

Phân mảnh và hợp nhất nhiệm vụ xử lý gói tin tại router (tạo ra các mảnh) và thiết bị nhận (hợp nhất các mảnh) phức tạp hơn. Vì thế người ta cố gắng giảm thiểu việc phân mảnh dữ liệu. Điều này thường được thực hiện bằng cách giới hạn độ lớn gói dữ liệu của tầng giao vận (TCP hay UDP segment) bởi một giá trị tương đối nhỏ. Khi đó việc phân mảnh trở nên không cần thiết. Vì phần lớn các giao thức liên kết dữ liệu hỗ trợ IP có MTU tối thiểu là 536 byte, có thể loại bỏ hoàn toàn việc phân mảnh nếu đặt giá trị MSS là 536 byte với 20 byte tiêu đề của gói TCP và 20 byte tiêu đề của gói IP. Đây chính là lý do hầu hết các gói TCP khi truyền khối lượng lớn dữ liệu (chẳng hạn FTP) có độ dài từ 512 đến 536 byte (Khi duyệt WEB, bạn sẽ thấy thường khoảng 500 byte dữ liệu đến cùng một lần).

Nếu gói TCP được lồng trong gói IP và cả hai gói TCP và IP đều không có trường tùy chọn (option) thì gói dữ liệu IP sẽ có 40 byte tiêu đề, phần còn lại là dữ liệu ứng dụng.

4.4.5 Giao thức kiểm soát lỗi ICMP (Internet Control Message Protocol)

ICMP được các máy tính đầu cuối, router và các cổng (gateway) sử dụng để trao đổi các thông tin tầng mạng với nhau. ICMP được đặc tả trong RFC 792. ICMP được sử dụng chủ yếu cho việc báo lỗi. Ví dụ khi chạy một phiên Telnet, FTP, hoặc HTTP, bạn có thể gặp một thông điệp như “Destination network unreachable” (*Không đến được mạng đích*). Thông điệp này có do thực thể ICMP ở router tạo ra. Khi không tìm được đường dẫn đến máy tính đích, router sẽ tạo ra và gửi thông báo ICMP kiểu 3 tới máy tính của bạn với mục đích thông báo lỗi. Máy tính nhận được thông báo lỗi ICMP sẽ trả lại mã lỗi cho thực thể TCP đang cố gắng kết nối tới máy tính đích. Đến lượt lượt mình, TCP trả lại mã lỗi cho ứng dụng (là phiên làm việc FTP, HTTP...).

ICMP thường được coi là một phần của IP, nhưng về mặt kiến trúc lại nằm trên IP, bởi vì thông báo ICMP được đặt trong gói IP, giống như TCP hay UDP segment nằm trong trường dữ liệu (payload) của gói dữ liệu IP. Tương tự, khi nhận được một gói tin IP với trường *protocol* xác định giao thức ICMP, tầng mạng của máy tính nhận sẽ chuyển phần dữ liệu (là thông điệp ICMP) lên thực thể ICMP, giống như đã làm với TCP hay UDP.

Thông báo ICMP có trường kiểu (type) và trường mã (code), và chứa 8 byte đầu tiên của gói dữ liệu IP gây ra lỗi (nguyên nhân để tạo ra thông báo ICMP). Do đó phía gửi có thể xác định được gói tin nào gây ra lỗi. Một số kiểu thông điệp ICMP tiêu biểu được minh họa trên Hình 4.22. Chú ý rằng thông báo ICMP không chỉ được sử dụng để báo lỗi. Chương trình ping rất thông dụng gửi thông báo ICMP kiểu 8, mã 0 tới máy tính nào đó, máy tính nhận được yêu cầu ICMP sẽ gửi lại một thông báo ICMP phản hồi với kiểu 0, mã 0.

ICMP Type	Code	Description
0	0	echo reply (to ping)
3	0	destination network unreachable
3	1	destination host unreachable
3	2	destination protocol unreachable
3	3	destination port unreachable
3	6	destination network unknown
3	7	destination host unknown
4	0	source quench (congestion control)
8	0	echo request
9	0	router advertisement
10	0	router discovery
11	0	TTL expired
12	0	IP header bad

Hình 4.22 Các kiểu thông điệp ICMP hay gặp

Chương trình *Traceroute* cho phép bạn xác định tất cả các router trên một tuyến đường giữa bất kỳ hai thiết bị đầu cuối nào. Chương trình Traceroute cũng sử dụng các thông báo của ICMP để xác định tên và địa chỉ của các router giữa nguồn và đích. Chương trình Traceroute trong máy tính nguồn sẽ gửi đi một loạt các gói dữ liệu IP tới máy tính đích. Gói IP đầu tiên có trường TTL nhận giá trị 1, gói thứ hai là 2, gói thứ ba là 3,... Máy tính nguồn đặt timer cho mỗi gói IP gửi đi. Khi gói IP thứ n đến router thứ n, router này thấy trường TTL của gói dữ liệu nhận giá trị 0, nên theo nguyên tắc của giao thức IP, router sẽ loại bỏ gói dữ liệu và gửi thông điệp cảnh báo ICMP (kiểu 11 mã 0). Trong thông điệp cảnh báo này có tên và địa chỉ IP của router. Khi nhận được thông báo ICMP, máy tính nguồn xác định được thời gian khứ hồi đến router thứ n (nhờ timer) cũng như tên, và địa chỉ IP của router đó.

4.5 ĐỊNH TUYẾN TRÊN INTERNET

Sau khi đã nghiên cứu về địa chỉ Internet và giao thức IP, bây giờ chúng ta nói tới các giao thức định tuyến của Internet – là các giao thức xác

định tuyến đường đi từ nguồn tới đích. Chúng ta sẽ thấy rằng các giao thức định tuyến của Internet được triển khai dựa trên những nguyên tắc mà chúng ta đã nói tới: link state và distance vector trong phần 4.2, miền tự trị (AS) trong phần 4.3.

Mạng Internet toàn cầu ngày nay là sự kết hợp lỏng lẻo của nhiều mạng bao gồm các ISP khu vực, quốc gia và quốc tế. Trong phần 4.3 chúng ta thấy rằng tập hợp các router cùng nằm dưới một sự quản trị - ít nhất về mặt kỹ thuật - tạo thành miền tự trị (AS). Mỗi AS lại có thể bao gồm nhiều mạng (ở đây chúng ta sẽ sử dụng thuật ngữ “mạng” với ý nghĩa giống trong phần 4.4). Điểm phân biệt quan trọng nhất giữa các giao thức định tuyến của Internet là liệu chúng được sử dụng để định tuyến trong một miền hay giữa các miền với nhau. Phần 4.5.1 giới thiệu giao thức định tuyến trong một miền và phần 4.5.2 giới thiệu các giao thức định tuyến giữa các miền.

4.5.1 Định tuyến trong một miền (Intra-AS routing) (Định tuyến nội miền)

Giao thức định tuyến Intra-AS được sử dụng để cấu hình và duy trì bảng định tuyến trong tất cả các router thuộc cùng một miền. Những giao thức định tuyến kiểu này được gọi là **giao thức định tuyến nội miền** (*interior gateway protocol*). Trên Internet có 3 giao thức định tuyến nội miền được sử dụng rộng rãi: **RIP** (Routing Information Protocol), **OSPF** (Open Shortest Path First) và **EIGRP** (Cisco's proprietary Enhanced Interior Gateway Routing Protocol).

RIP (Routing Information Protocol)

RIP là một trong những giao thức định tuyến nội miền đầu tiên. Nó được triển khai trong một chương trình được gọi là **routed** trong phần lớn các hệ thống UNIX. RIP có một số đặc điểm sau:

Định tuyến nội miền: Cho phép các router trong một miền trao đổi thông tin với nhau.

Độ khoảng cách bằng chặng: Giá đường đi giữa hai thiết bị đầu cuối được xác định bằng số lượng các router trung gian trên đường đi đó. Độ

dài tối đa của một tuyến đường là 15, nghĩa là đường kính tối đa của một miền là 15 router.

Truyền thông không tin cậy: RIP sử dụng UDP để chuyển thông điệp.

Gửi quảng bá (broadcast) và multicast: RIP được sử dụng chủ yếu trên mạng cục bộ (LAN) hỗ trợ công nghệ truyền quảng bá (mạng Ethernet). RIP v1 sử dụng cách truyền quảng bá khi truyền giữa hai router. RIP v2 cho phép truyền theo chế độ multicast.

Thuật toán distance vector. RIP sử dụng thuật toán distance vector. Các router hàng xóm trao đổi bảng định tuyến cho nhau 30s một lần trong các thông điệp RIP (RIP response message, RIP advertisement), mỗi thông điệp chứa tối đa 25 địa chỉ đích tới.

Các máy tính có thể thụ động nhận thông tin từ các router. RIP cho phép các thiết bị đầu cuối (chủ yếu là máy tính) lắng nghe và cập nhật bảng định tuyến. Điều này đặc biệt hữu dụng với các mạng có nhiều router. Khi đó máy tính trong mạng có thể dễ dàng xác định được router cần chuyển tới.

Chú ý rằng router gửi một thông điệp RIP liệt kê các mạng mà nó có thể kết nối tới. Khi nhận được một quảng cáo như vậy, thực thể RIP (phần mềm) trên router sử dụng những thông tin này để cập nhật lại bảng định tuyến của mình. Mỗi một trường trong thông điệp quảng cáo là một cặp:

(địa chỉ mạng đích n, khoảng cách r)

Trong đó khoảng cách r là số lượng các router trung gian từ router gửi thông điệp tới đích có địa chỉ mạng là n. Khi nhận được một thông điệp, giả sử router nhận không có đường đi tới đích được quảng cáo trong thông điệp hoặc có đường đi đến đích nhưng giá trị lớn hơn, router sẽ cập nhật bảng định tuyến để sử dụng tuyến đường vừa mới nhận được quảng cáo (điểm đầu tiên trên tuyến đường này chính là router gửi quảng cáo).

Ưu điểm chính của RIP là tính đơn giản. RIP không đòi hỏi cấu hình nhiều. Người quản trị chỉ cần bật máy lên, cho phép router trao đổi thông tin với nhau, sau một thời gian ngắn, router sẽ tự xây dựng được bảng định tuyến cho mình.

Tổ chức có thể lựa chọn một router trong miền làm router ngầm định, thường là router nối với ISP. Sau đó RIP sẽ thực hiện việc quảng cáo cho router ngầm định này. Sau đó các gói tin gửi ra phía ngoài sẽ được gửi qua router ngầm định tới ISP.

Hình 4.23 minh họa khuôn dạng thông điệp cập nhật RIP. Mỗi trường trong thông điệp ứng với một địa chỉ đích, mặt nạ mạng của địa chỉ đích (do đó có thể sử dụng địa chỉ không phân lớp CIDR), khoảng cách tới đích và nút kế tiếp trên đường tới đích.

COMMAND (1-5)	VERSION (2)	MUST BE ZERO
FAMILY OF NET 1	ROUTE TAG FOR NET 1	
IP ADDRESS OF NET 1		
SUBNET MASK FOR NET 1		
NEXT HOP FOR NET 1		
DISTANCE TO NET 1		
FAMILY OF NET 2	ROUTE TAG FOR NET 2	
IP ADDRESS OF NET 2		
SUBNET MASK FOR NET 2		
NEXT HOP FOR NET 2		
DISTANCE TO NET 2		
...		

Hình 4.23 Khuôn dạng gói dữ liệu RIP

OSPF – Open Shortest Path First

RIP có một số nhược điểm của thuật toán distance vector. Độ dài của thông điệp có thể lớn do phải liệt kê toàn bộ danh sách các địa chỉ đích và khoảng cách tới đó. Khi nhận được thông điệp, router nhận phải lấy ra từng trường, so sánh trong bảng định tuyến, như vậy thời gian xử lý thông điệp trong mỗi router lớn, gây ra một độ trễ nào đó. Do vậy RIP chỉ phù hợp với các mạng có kích cỡ nhỏ.

Khi một tổ chức mạng tương đối lớn, người ta cần phải đưa ra giao thức phù hợp hơn. IETF đưa ra OSPF với các đặc điểm sau:

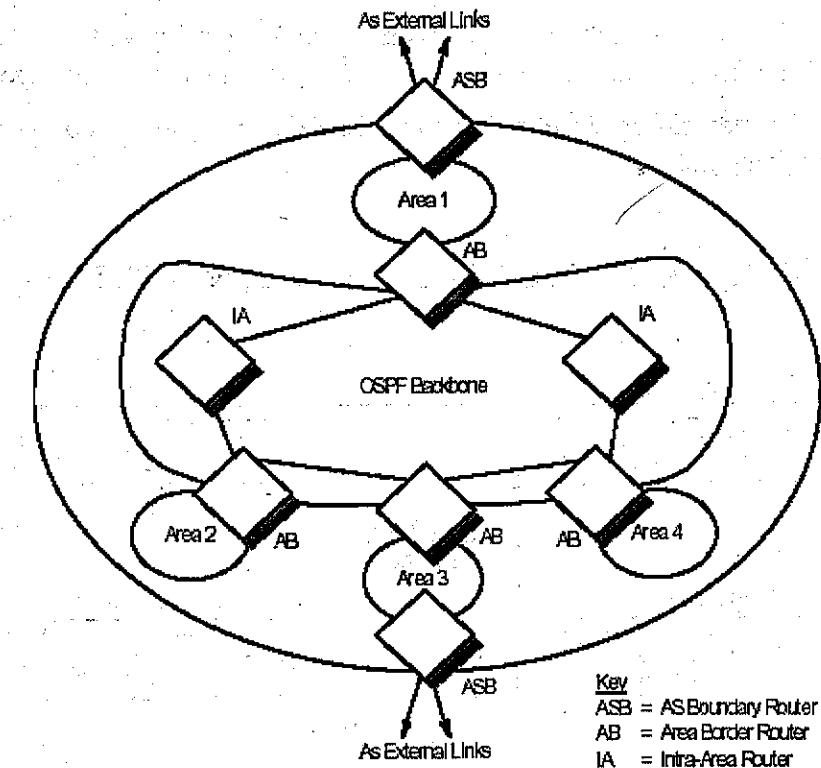
Định tuyến nội miền: Cho phép trao đổi thông tin giữa các router trong một miền.

Hỗ trợ phân mạng và CIDR. Bên cạnh địa chỉ IP 32 bit là mặt nạ 32 bit. Do đó OSPF hỗ trợ việc phân mạng, chia mạng to ra các mạng con.

Trao đổi các thông tin đã được kiểm chứng. Hai router trao đổi thông điệp OSPF với nhau có thể tiến hành thủ tục kiểm tra để xác định mình nhận được thông điệp từ đúng phía bên kia. Điều này ngăn ngừa được tin tức tiến hành các cuộc tấn công bằng phương pháp giả mạo.

Sử dụng thuật toán Link state.

Hỗ trợ phân cấp trong miền. Ưu điểm chính của OSPF là cho phép tiếp tục phân một miền thành nhiều miền con.



Hình 4.24 OSPF cho phép chia miền con

4.5.2 Định tuyến giữa các miền (Inter-AS routing) (Định tuyến liên miền)

Giao thức BGP (Border Gateway Protocol v4) (xem đặc tả RFC 1771, 1772, 1773) được xem là một chuẩn ngầm định *de facto* trong định tuyến liên miền trên Internet ngày nay. Nhiệm vụ của nó là định tuyến giữa các miền được quản trị độc lập với nhau.

BGP (Border Gateway Protocol)

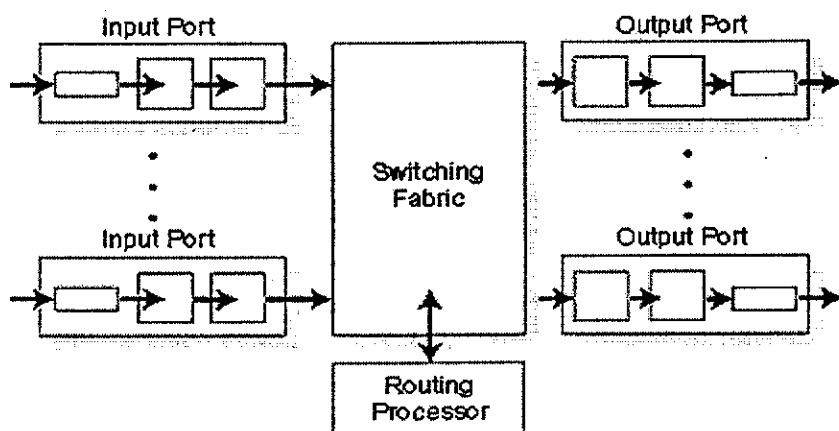
BGP là giao thức liên miền chủ yếu được sử dụng hiện nay. BGP có những đặc điểm sau:

Định tuyến liên miền. BGP cho phép cung cấp các thông tin định tuyến giữa các miền. Mỗi tuyến đường được xem là một chuỗi các AS liên tiếp nhau.

Hỗ trợ việc thiết lập chính sách (policy). Người quản trị có thể áp dụng những chính sách nào đó, ví dụ hạn chế việc quảng cáo ra phía ngoài.

Truyền thông tin cậy. Hai thực thể BGP sử dụng kết nối TCP để trao đổi thông điệp.

4.6 CẤU TẠO CỦA THIẾT BỊ ĐỊNH TUYẾN (ROUTER)



Hình 4.25 Kiến trúc bộ định tuyến

Các phần trước trình bày về các mô hình dịch vụ của tầng mạng, các thuật toán định tuyến xác định đường đi cho các gói tin trên mạng cũng như các giao thức gắn với các thuật toán ấy. Trong phần này, chúng ta sẽ nói đến một chủ đề quan trọng khác - chức năng chuyển mạch của bộ định tuyến – công việc thực sự để chuyển một datagram từ liên kết này tới liên kết kia. Chỉ nghiên cứu các khía cạnh về mặt kiểm soát và dịch vụ của tầng mạng cũng giống như nghiên cứu một công ty mà chỉ tìm hiểu cơ chế quản lý của công ty và các quan hệ với bên ngoài. Để hiểu rõ về công ty, người ta phải xem xét đến công nhân. Trong tầng mạng, công việc thực sự của việc truyền gói tin chính là việc chuyển gói tin từ liên kết này tới liên kết kia của router. Trong mục này chúng ta sẽ nghiên cứu router thực hiện công việc này như thế nào.

Một cách tổng thể, kiến trúc chung của router được minh họa trong Hình 4.25. Bốn thành phần chính của router được xác định như sau:

Cổng vào (Input port). Cổng vào của router thực hiện một số chức năng: chức năng của tầng vật lý (hộp ngoài cùng cổng vào và cổng ra); chức năng của tầng liên kết dữ liệu (là các hộp ở giữa đối với cả đường vào và đường ra) cần thiết để làm việc được với tầng liên kết dữ liệu ở đầu bên kia của kết nối; chức năng tìm kiếm và chuyển (hộp trong cùng của cổng vào và cổng ra). Gói tin từ cổng vào sẽ đi qua kết cấu chuyển để tới cổng ra phù hợp. Các gói tin chứa thông tin điều khiển (chứa thông tin điều khiển của các giao thức RIP, OSPF, BGP) sẽ được chuyển từ cổng vào đến bộ xử lý của router.

Kết cấu chuyển (Switching fabric). Kết cấu chuyển nối cổng vào của router tới cổng ra. Kết cấu chuyển nằm hoàn toàn trong router – là một mạng chuyển mạch nằm bên trong router mạng.

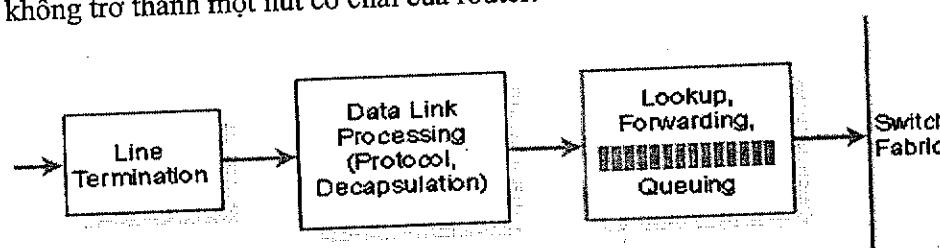
Cổng ra (output port) Cổng ra nhận những gói dữ liệu gửi tới nó qua kết cấu chuyển và sau đó truyền gói dữ liệu này trên đường nối ra ngoài. Nó cũng thực hiện chức năng của tầng liên kết dữ liệu và tầng vật lý.

Bộ xử lý (Routing Processor) Bộ xử lý router thực hiện các giao thức định tuyến, (ví dụ các giao thức đã nói trong phần 4.5), duy trì bảng định tuyến, và thực hiện một số chức năng quản trị mạng.

Dưới đây chúng ta sẽ nghiên cứu các thành phần này một cách kỹ lưỡng hơn.

4.6.1 Cổng vào (Input port)

Hình 4.26 minh họa chi tiết các chức năng của cổng vào. Như đã nói ở trên, chức năng kết thúc tín hiệu trên đường truyền (line termination) và xử lý liên kết dữ liệu ứng với tầng vật lý và tầng liên kết dữ liệu của một đường truyền vật lý thực sự với router. Chức năng tìm kiếm và chuyển tiếp của cổng vào đóng vai trò trung tâm trong việc chuyển của bộ định tuyến. Trong nhiều router, cổng vào chính là nơi xác định cổng ra cho một gói dữ liệu. Cổng ra được xác định nhờ các thông tin lưu trong bảng định tuyến. Mặc dù bảng định tuyến được bộ xử lý tạo ra, song mỗi cổng vào đều có một bảng sao chép bảng định tuyến và cập nhật khi cần thiết. Nhờ vậy, quyết định chuyển đến cổng ra nào có thể được thực hiện cục bộ ở tại cổng vào, mà không cần đến bộ xử lý trung tâm. Điều này khiến bộ xử lý sẽ không trở thành một nút cỗ chai của router.



Hình 4.26 Cấu trúc cổng vào của Router

Với những router mà khả năng xử lý ở cổng vào còn hạn chế, cổng vào sẽ chuyển gói dữ liệu tới bộ xử lý. Bộ xử lý sẽ tìm kiếm trên bảng định tuyến để xác định cổng ra thích hợp. Người ta thường áp dụng giải pháp này trong trường hợp router là một trạm làm việc hay một máy tính. Khi đó, bộ xử lý của router là bộ xử lý của trạm làm việc hay của máy tính. Cổng vào sẽ là card mạng (ví dụ card Ethernet).

Với bảng định tuyến xác định trước, tìm kiếm trên bảng định tuyến tương đối đơn giản. Duyệt toàn bộ bảng định tuyến để xác định hàng nào có địa chỉ phù hợp nhất với địa chỉ đích của gói dữ liệu, trong trường hợp không tìm thấy thì sử dụng cổng mặc định (Trong phần 4.4.1, chúng ta thấy

rằng địa chỉ phù hợp nhất là địa chỉ có tiền tố mạng dài nhất trùng với phần mạng của địa chỉ đích). Tuy nhiên triển khai trong thực tế lại không đơn giản như thế. Điều phức tạp nhất là router trên các trục chính (backbone router) phải hoạt động ở tốc độ cao, có khả năng thực hiện hàng triệu phép tra cứu mỗi giây. Thực sự người ta mong muốn tốc độ xử lý ở cổng vào phải ngang với tốc độ đường truyền (line speed), có nghĩa là tốc độ xử lý phải nhỏ hơn tốc độ đến của các gói tin. Như vậy gói tin có thể được xử lý xong trước khi gói tin kế tiếp đến.

Để hoạt động ở tốc độ cao không thể sử dụng phương pháp tìm kiếm tuyến tính trên bảng định tuyến, hợp lý hơn là lưu giữ giá trị của bảng định tuyến trong cấu trúc dữ liệu dạng cây. Mỗi mức trong cây ứng với vị trí một bit trong địa chỉ đích. Để tìm kiếm một địa chỉ, bắt đầu từ “gốc” của cây. Nếu bit địa chỉ đầu tiên là 0 thì địa chỉ cần tìm nằm trong cây con trái, ngược lại nằm trong cây con phải. Tiếp tục duyệt cây con bằng cách sử dụng các bit còn lại. Bit kế tiếp bằng 0, tìm trên cây con trái, bit kế tiếp bằng 1 tìm trên cây con phải. Người ta sẽ tìm kiếm bảng định tuyến trong N bước, N là số lượng bit trong địa chỉ.

Thậm chí với $N = 32$ (địa chỉ IP 32 bit), tốc độ tìm kiếm bằng kĩ thuật duyệt nhị phân chưa đủ nhanh để đáp ứng yêu cầu định tuyến trên các đường trục chính của Internet. Ví dụ tốc độ truy cập bộ nhớ là 40ns. Đã có một số kỹ thuật nâng cao tốc độ này. Bộ nhớ đánh địa chỉ theo nội dung (CAM – Content Addressable Memory) cho phép địa chỉ IP 32 bit được biểu diễn trong CAM, và các trường tương ứng với địa chỉ đó được xác định trong khoảng thời gian cố định. Dòng router CISCO 8500 [Cisco 8500 1999] có 64K CAM cho mỗi cổng vào. Kỹ thuật khác làm tăng tốc độ tra cứu là lưu giữ các địa chỉ vừa được truy cập trong bộ nhớ cache có tốc độ truy cập nhanh. Vấn đề cần quan tâm ở đây là độ lớn của cache.

Khi xác định được công ra, gói dữ liệu sẽ được chuyển đến qua kết cấu chuyển. Tuy nhiên, gói dữ liệu tạm thời có thể bị “phong tỏa” chưa được chuyển qua kết cấu (có thể do các gói dữ liệu khác đang sử dụng kết cấu chuyển). Một gói dữ liệu bị phong tỏa phải xếp hàng ở cổng vào và đợi được lên lịch chuyển qua kết cấu tại một thời điểm nào đó.

Trong lịch sử

Công ty Cisco: thống trị thị trường mạng

Tháng giêng năm 2000, Công ty Cisco có 23000 công nhân và trị giá 360 tỉ đôla. Cisco hiện thống trị thị trường router, và hiện nay đang nhanh chóng chiếm lĩnh thị trường điện thoại qua Internet cạnh tranh quyết liệt cùng với các công ty thiết bị điện thoại như Lucent, Alcatel, Northern Telecom và Siemens. Cisco được khởi đầu như thế này? Bắt đầu từ năm 1984 trong phòng tiếp khách của một căn hộ tại Silicon Valley.

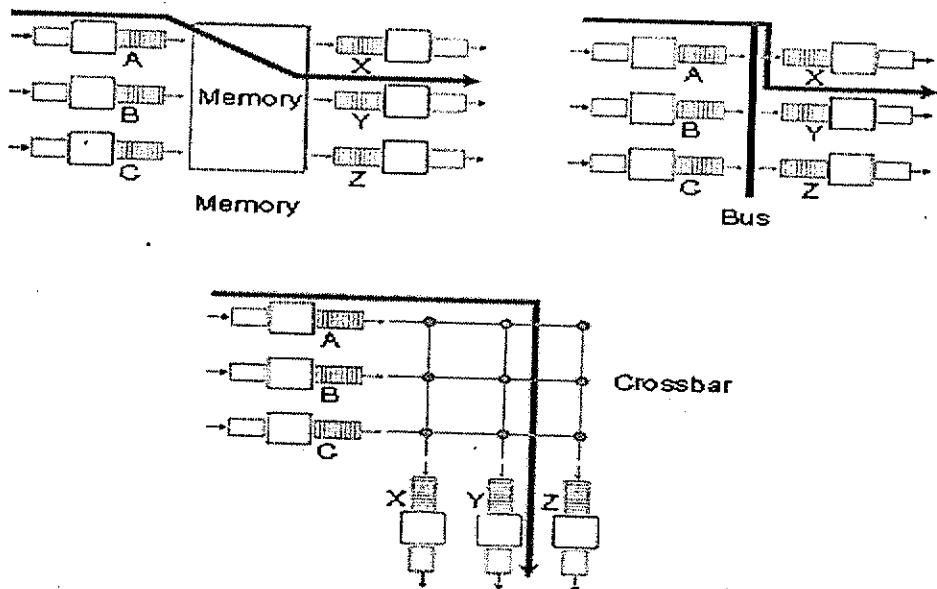
Khi làm việc ở đại học Stanford, Len Bosak cùng vợ là Sandy Lerner nảy ra ý tưởng sản xuất và bán router Internet cho các viện nghiên cứu và trường đại học. Sandy Lerner đưa ra tên gọi của công ty "Cisco" (viết tắt của San Francisco) và bà cũng thiết kế biểu tượng cho công ty. Ban đầu tổng hành dinh của công ty đặt ngay tại phòng khách của họ. Hai vợ chồng phải sử dụng thẻ tín dụng trong công việc kinh doanh và phải làm thêm công việc tư vấn vào ban đêm. Cuối năm 1986, doanh thu của Cisco lên tới 250000USD/tháng - một kết quả không tồi với công ty được cấp vốn chỉ bằng thẻ tín dụng mà không có sự hùn vốn nào. Cuối năm 1987 Cisco huy động được 2 triệu đô từ Sequoia Capital đổi lấy việc kiểm soát 1/3 công ty. Vài năm tiếp theo Cisco tiếp tục phát triển và giành ngày càng nhiều thị phần. Cùng thời điểm đó, quan hệ giữa vợ chồng Bosak, Lerner với đội ngũ quản lý của Cisco bắt đầu trực trắc. Cisco niêm yết trên thị trường cổ phiếu vào năm 1990. Cùng năm đó, Cisco sa thải Lerner và Bosak về hưu.

4.6.2 Kết cấu chuyển (Switching fabric)

Kết cấu chuyển nằm ở trung tâm của router. Gói dữ liệu chuyển từ cổng vào đến cổng ra qua kết cấu chuyển. Việc chuyển được thực hiện bằng nhiều cách như minh họa trên Hình 4.27

Chuyển qua bộ nhớ: Các router đơn giản nhất thuộc thế hệ đầu tiên thường chính là các máy tính truyền thống, việc chuyển từ cổng vào tới cổng ra được thực hiện dưới sự điều khiển trực tiếp của CPU. Cổng vào và cổng ra chỉ là các thiết bị vào ra truyền thông trong hệ điều hành. Khi nhận được một gói dữ liệu, cổng vào sẽ sử dụng ngắt để báo cho CPU. Sau đó gói dữ liệu được sao chép vào bộ nhớ của vi xử lý. Bộ vi xử lý lấy địa chỉ đích từ tiêu đề gói tin, tìm cổng ra trong bảng định tuyến và sao chép gói dữ liệu vào bộ đệm của cổng ra.

Nhiều router hiện đại cũng thực hiện việc chuyển qua bộ nhớ. Điểm khác biệt chính ở chỗ việc xác định địa chỉ đích và việc lưu trữ (chuyển) gói dữ liệu vào vị trí phù hợp trong bộ nhớ được thực hiện bởi bộ xử lý trên mạch cổng vào. Router chuyển qua bộ nhớ, theo một cách nào đó giống hệ thống nhiều bộ xử lý với bộ nhớ dùng chung, bộ xử lý trên cổng vào sẽ đặt gói dữ liệu vào bộ nhớ của một cổng ra thích hợp. Dòng router Cisco Catalyst 8500 và dòng Bay Network Accelar 1200 chuyển gói dữ liệu qua bộ nhớ dùng chung.



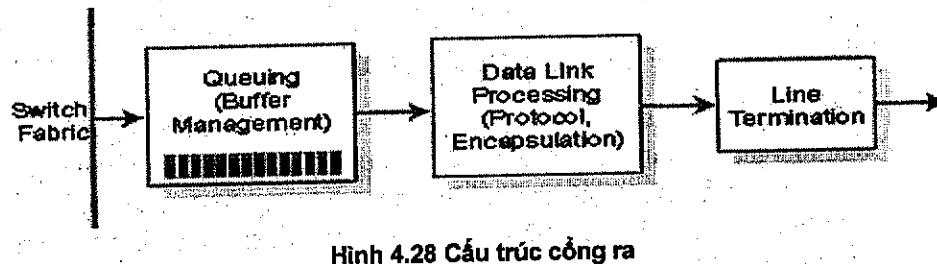
Chuyển qua bus. Công vào chuyển thẳng gói tin tới cổng ra qua một đường bus dùng chung mà không cần bộ xử lý của router can thiệp (chú ý là khi chuyển qua bộ nhớ, gói tin phải qua bus hệ thống để đến hay đi khỏi bộ nhớ). Mặc dù bộ xử lý của router không liên quan đến việc chuyển trên bus, song do bus dùng chung, tại một thời điểm chỉ cho phép một gói tin được truyền dẫn trên bus. Một gói tin đến cổng vào và thấy bus đang bị chiếm dụng bởi gói tin khác sẽ tạm thời bị chặn lại, đưa vào hàng đợi ở cổng vào. Vì tất cả các gói tin đều phải truyền qua một bus duy nhất, tốc độ chuyển của router bị giới hạn bởi tốc độ bus. Với công nghệ băng thông của bus vượt qua 1Gbit/s, chuyển mạch qua bus đủ hiệu quả với các router hoạt động ở mức tổ chức (ví dụ mạng cục bộ). Dòng Cisco 1900 chuyển mạch các gói qua bus 1Gbps.

Chuyển mạch qua một liên mạng. Một cách khắc phục hạn chế của bus dùng chung duy nhất là sử dụng một mạng liên kết phức tạp, giống các kỹ thuật được sử dụng để kết nối những bộ xử lý trong hệ thống đa bộ xử lý.

Hình 4.27 minh họa một mạng liên kết sử dụng 2N bus để nối N cổng vào với N cổng ra. Một gói tin đến từ một cổng vào sẽ được chuyển theo bus nằm ngang gần với cổng vào cho tới khi gặp giao điểm với bus nằm dọc gần với cổng ra tương ứng. Nếu bus nằm dọc đó rỗi, gói tin sẽ được chuyển trên bus dọc đó tới cổng ra cần đến. Trong trường hợp ngược lại, gói tin tạm thời bị chặn lại và xếp hàng tại cổng vào. Dòng Cisco 12000 Family sử dụng công nghệ này.

4.6.3 Cổng ra (Output port)

Quá trình xử lý tại cổng ra được minh họa trên Hình 4.28: lấy gói dữ liệu đã được lưu trữ trong bộ đệm của cổng ra và truyền qua đường liên kết ra. Các chức năng xử lý giao thức liên kết dữ liệu và kết thúc đường truyền là chức năng tầng liên kết dữ liệu và tầng vật lý để làm việc với đầu vào bên kia của đường truyền vật lý. Chức năng quản lý vùng đệm và hàng đợi được sử dụng khi tốc độ dữ liệu mà kết cấu chuyển đổi nhanh hơn tốc độ gửi đi của cổng ra.



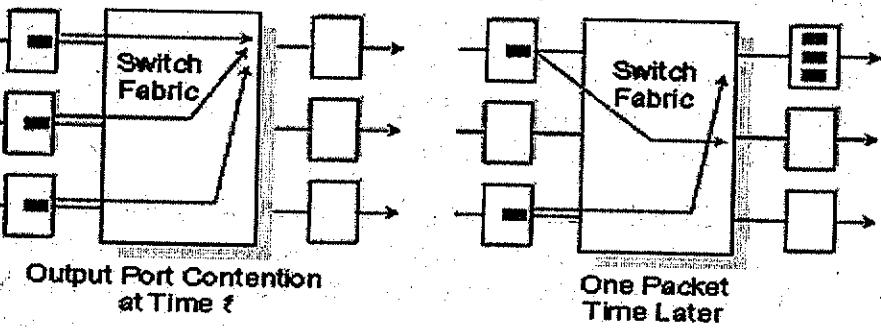
Hình 4.28 Cấu trúc cổng ra

4.6.4 Hàng đợi ở router

Nếu nhìn vào chức năng, cấu hình của cổng vào, cổng ra trong Hình 4.27, rõ ràng hàng đợi của các gói tin có thể được hình thành tại cả cổng vào và cổng ra. Chúng ta sẽ trình bày chi tiết về hàng đợi vì khi hàng đợi lớn, bộ

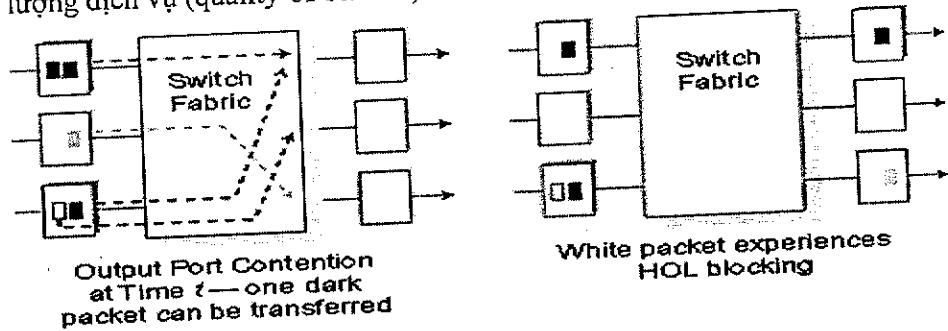
đệm của router sẽ đầy lên và xảy ra hiện tượng mất gói tin (tràn bộ đệm). Trong các phần trước, chúng ta đã nói mơ hồ rằng gói tin bị mất đâu đó “trong mạng” hay “tại router”. Chính tại các hàng đợi của router, gói tin bị mất. Trên thực tế, vị trí gói tin bị mất (cổng vào hay cổng ra) phụ thuộc vào tải của mạng, tốc độ tương đối giữa kết cấu chuyển và đường truyền.

Giả sử tốc độ đường truyền vào và ra bằng nhau, và có n cổng vào, n cổng ra. Nếu tốc độ chuyển của kết cấu chuyển lớn hơn tốc độ đường truyền n lần thì chắc chắn không có hàng đợi tại cổng vào. Bởi trong tình huống xấu nhất, tất cả n đường vào cùng nhận được gói tin, kết cấu chuyển có khả năng truyền n gói tin từ cổng vào tới cổng ra. Nhưng điều gì có thể xảy ra tại cổng ra? Giả sử tốc độ kết cấu chuyển vẫn nhanh hơn tốc độ đường truyền n lần. Trong trường hợp xấu nhất, tất cả gói tin từ n cổng vào cùng đến một cổng ra. Mỗi lần cổng ra chỉ có thể gửi đi một gói tin duy nhất, do đó n gói tin sẽ phải xếp hàng tại cổng ra để đợi truyền. Khi số lượng gói tin xếp hàng vượt qua độ lớn bộ đệm, các gói tin đến sau sẽ bị mất. Hàng đợi tại cổng ra được minh họa trong Hình 4.29. Tại thời điểm t , tất cả các cổng vào đều nhận được một gói tin và phải chuyển tới cổng ra trên cùng bên phải. Giả sử tốc độ ba đường truyền là như nhau và tốc độ kết cấu chuyển nhanh hơn tốc độ đường truyền ba lần. Sau một đơn vị thời gian (hời gian cần thiết để nhận hay gửi một gói tin), cả 3 gói tin được chuyển đi cổng ra và xếp hàng để đợi truyền đi. Trong một đơn vị thời gian tiếp theo, một gói tin được truyền đi trên đường truyền ra. Cùng lúc đấy, lại có thêm hai gói tin khác chuyển tới cổng ra trên cùng và do đó sẽ phải xếp hàng.



Hình 4.29 Mất gói tin tại Router

Bộ điều phối (scheduler) tại cổng ra phải chọn một gói tin trong hàng đợi để truyền đi. Có thể sử dụng một cơ chế đơn giản như First-Come-First-Served (Người đến trước được phục vụ trước-FCFS) hay cơ chế hàng đợi có trọng số (WFQ – weighted fair queuing) phức tạp hơn, cho phép chia sẻ một cách tương đối công bằng đường truyền ra giữa các kết nối đầu cuối khác nhau. Bộ điều phối có vai trò quyết định trong việc bảo đảm chất lượng dịch vụ (quality-of-service).



Hình 4.30 Ví dụ về tắc nghẽn

Nếu kết cấu chuyển không đủ nhanh (so với tốc độ cổng vào) để chuyển ngay lập tức tất cả các gói tin qua, hàng đợi sẽ xuất hiện tại cổng vào, vì khi đó các gói tin sẽ phải xếp hàng đợi đến lượt chuyển qua kết cấu chuyển tới cổng ra. Để minh họa xét chuyển mạch qua một liên mạng trong Hình 4.30 và giả sử (1) tốc độ của tất cả các liên kết bằng nhau, (2) thời gian gói tin chuyển từ cổng vào tới cổng ra bằng thời gian cổng vào nhận được gói tin chuyển từ cổng vào tới cổng ra và (3) các gói tin được chuyển từ cổng vào tới cổng ra theo thứ tự đến (FCFS). Nhiều gói tin có thể được truyền đồng thời miễn là cổng ra của chúng khác nhau. Tuy nhiên nếu hai gói tin xếp đầu hàng đợi trên hai cổng vào khác nhau cùng hướng tới một cổng ra thì một gói tin sẽ bị chặn lại tại cổng vào (phải xếp hàng trong hàng đợi) vì tại một thời điểm kết cấu chuyển chỉ có thể chuyển đi một gói tin.

Trong Hình 4.30 ta thấy hai gói tin (tô đen) đứng đầu hai hàng đợi cùng hướng tới cổng ra phía bên phải. Giả sử kết cấu chuyển sẽ chuyển gói tin từ hàng đợi phía bên trái trước. Khi đó gói tin màu đen ở hàng đợi phía dưới bên trái sẽ phải đợi. Nhưng không chỉ có gói tin này phải đợi mà còn gói tin màu trắng xếp hàng sau nó cũng phải đợi - mặc dù các gói tin này hướng tới cổng ra khác. Đây là hiện tượng head-of-the-line (HOL)

blocking. [Karl 1971] đã chứng minh rằng hàng đợi tăng lên vô hạn cả khi tốc độ đến của các gói tin trên cổng vào bằng 58% tốc độ tối đa. [McKeown 1997b] đưa ra nhiều giải pháp ngăn chặn HOL.

4.7 IPv6

Đầu những năm 1990, Internet Engineering Task Force bắt đầu nỗ lực phát triển giao thức mạng thay thế IPv4. Nguyên nhân đầu tiên cho nỗ lực này là không gian địa chỉ IP 32 bit đã bắt đầu cạn kiệt trong khi số lượng những mạng mới và những nút mạng được kết nối vào Internet (cần cấp phát một địa chỉ IP duy nhất) tăng lên đáng kể. Để giải quyết nhu cầu có không gian địa chỉ IP lớn hơn, giao thức mạng IPv6 đã được phát triển. Những người thiết kế IPv6 cũng chọn lọc các tính năng, cải tiến nhiều đặc điểm khác của IPv4 dựa trên cơ sở những kinh nghiệm thực tế của IPv4.

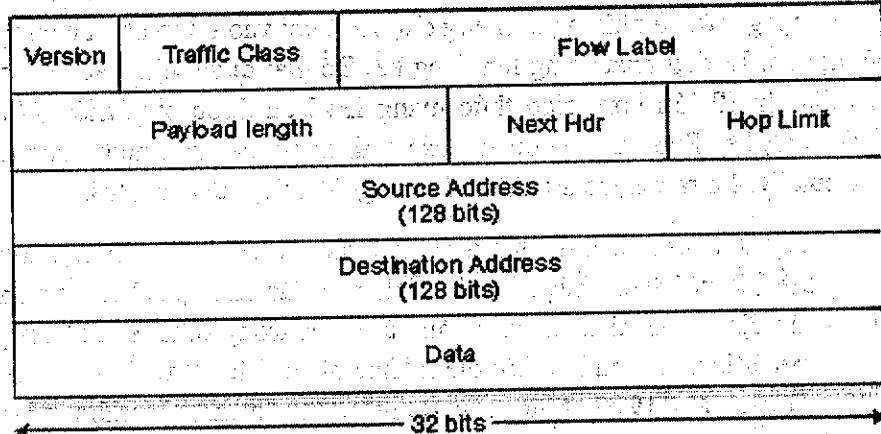
Người ta chưa thống nhất được khi nào địa chỉ IPv4 cạn kiệt (khi đó không thể kết nối thêm bất kỳ máy tính nào vào mạng). Căn cứ trên xu hướng cấp địa chỉ IP hiện tại hai nhóm làm việc trong IETF's Address Life time Expectations đưa ra hai thời điểm khác nhau là 2008 và 2018 [Solenky 1996]. Trong năm 1996, American Registry for Internet Number (ARIN) thông báo tất cả các địa chỉ IPv4 lớp A, 62% lớp B và 37% lớp C đã được phân phối [ARIN 1996]. Mặc dù những đánh giá và các con số dự đoán trên cho thấy còn có nhiều thời gian cho tới khi không gian địa chỉ IPv4 hết, song đã diễn lúck triển khai một công nghệ mới trên một quy mô rộng lớn, và do đó "Next Generation IP" (thế hệ IP mới) [Brander 1996;RFC1752] đã bắt đầu triển khai.

4.7.1 Định dạng gói tin IPv6

Khuôn dạng gói dữ liệu IPv6 được minh họa trên hình Hình 4.31. Điểm thay đổi quan trọng nhất của IPv6 chính là khuôn dạng gói tin.

Mở rộng khả năng đánh địa chỉ. IPv6 tăng kích thước địa chỉ IP từ 32 bit lên 128 bit. Nó đảm bảo khả năng không bị thiếu địa chỉ IP. Với không gian 128 bit, có thể đánh địa chỉ cho đến từng hạt cát có trên trái đất. Bên cạnh địa chỉ duy nhất (unicast) và địa chỉ đa đích (multicast), IPv6 còn có một dạng địa chỉ mới gọi là “anycast address”, cho phép một gói tin với địa chỉ đích thuộc kiểu “anycast address” có thể được chuyển tới một nhóm các máy tính (đặc điểm này sẽ được sử dụng ví dụ khi gửi thông điệp HTTP GET tới nhiều site phụ chứa cùng một tài liệu nào đấy).

Tiêu đề có độ dài cố định 40 byte. Một số trường IPv4 mang tính chất tùy chọn. Tổng độ dài tiêu đề cố định cho phép xử lý các gói dữ liệu IPv6 nhanh hơn.



Hình 4.31 Khuôn dạng địa chỉ IPv6

Gắn nhãn luồng (flow label) và độ ưu tiên (priority). IPv6 không có định nghĩa cho “flow” một cách rõ ràng. Các khuyến nghị RFC 1752 và RFC 2460 cho phép gắn nhãn cho các gói tin thuộc về cùng một “flow”. Các gói tin này đòi hỏi được xử lý một cách đặc biệt, như các dịch vụ thời gian thực với chất lượng tốt hơn. Ví dụ, các dữ liệu đa phương tiện có thể xem như một luồng liên tục. Dữ liệu các ứng dụng truyền thống, như truyền file, E-mail không được xem như một luồng. Có thể dữ liệu của những người có độ ưu tiên cao (ví dụ người trả phí cao hơn) cũng có thể coi như một luồng. Rõ ràng ở đây những người thiết kế IPv6 đã dự đoán được nhu cầu phân biệt giữa các luồng dữ liệu ngay cả khi chưa định nghĩa chính xác được luồng là gì. Tiêu đề IPv6 cũng có trường Traffic Class 8 bit. Trường này giống

trường TOS (Type of Service) trong IPv4 có thể được sử dụng cho những gói tin có quyền ưu tiên trong một luồng, hoặc cho những ứng dụng có độ ưu tiên cao (ví dụ gói tin ICMP).

So sánh khuôn dạng gói dữ liệu IPv4 (Hình 4.20) và IPv6 (Hình 4.31), ta thấy gói IPv6 có cấu trúc đơn giản hơn. Sau đây là một số trường trong gói dữ liệu IPv6:

Phiên bản (version). Trường 4-bit này xác định phiên bản IP của gói dữ liệu. Rõ ràng gói IPv6 có giá trị “6” trong trường này. Chú ý không phải đặt giá trị “4” trong trường này thì gói dữ liệu là IPv4.

Traffic class. Trường 8-bit này giống trường TOS trong IPv4.

Nhãn luồng (Flow label). Trường 20 bit này xác định một luồng chứa gói dữ liệu.

Độ lớn dữ liệu (Payload length). Độ lớn (tính theo byte) của phần dữ liệu không tính tiêu đề.

Next header. Trường này xác định giao thức ở tầng phía trên sẽ nhận dữ liệu (ví dụ tới TCP hoặc UDP). Trường này giống trường Protocol của IPv4.

Hop limit. Giá trị của trường này sẽ giảm đi 1 khi đi qua mỗi router. Nếu giá trị này bằng 0, gói dữ liệu bị loại bỏ.

Địa chỉ nguồn và đích (source and destination address). Khuôn dạng 128-bit địa chỉ IPv6 được đặc tả trong RFC 2373.

Dữ liệu (data). Khi gói tin IPv6 tới đích, các tiêu đề sẽ bị loại bỏ và phần dữ liệu này sẽ được chuyển đến thực thể ở tầng phía trên.

Có một số trường trong IPv4 không xuất hiện trong IPv6 nữa.

Phân mảnh, Hợp nhất gói tin. IPv6 không cho phép phân mảnh và hợp nhất gói tin tại các router trung gian. Nếu một gói dữ liệu IPv6 quá lớn để có thể gửi đi trên một đường liên kết ra của router, router sẽ loại bỏ gói tin này và gửi một thông báo lỗi ICMP “Packet Too Big” tới bên gửi. Sau đó bên gửi gửi lại dữ liệu, sử dụng các gói dữ liệu có kích thước nhỏ hơn. Việc

phân mảnh và hợp nhất các gói tin IP chiếm nhiều thời gian xử lý của router. Thực hiện những công việc này tại các thiết bị đầu cuối sẽ làm tăng tốc độ truyền trên mạng.

Checksum. Do tầng giao vận (ví dụ, TCP và UDP) và các giao thức liên kết dữ liệu (ví dụ Ethenet) đã thực hiện kiểm tra lỗi, chức năng này không cần thiết trong tầng mạng nên được bỏ đi. Vấn đề xử lý nhanh các gói tin IP cực kỳ quan trọng. Khi nói về IPv4 trong phần 4.4.1, chúng ta đã thấy giá trị trường TTL trong tiêu đề của IPv4 giảm đi một khi đi qua mỗi router, nên giá trị trường checksum trong tiêu đề IPv4 cần phải được tính lại tại các router. Như vậy, giống như phân mảnh và hợp nhất, việc này khiến thời gian xử lý gói IPv4 lâu hơn.

ICMP cho IPv6

Trong phần 4.4, giao thức ICMP được sử dụng để thông báo lỗi và cung cấp một số các thông tin hạn chế tới thiết bị đầu cuối (ví dụ lệnh ping). Một phiên bản mới của ICMP được đặc tả cho IPv6 trong khuyến nghị RFC 2463. Bên cạnh các kiểu và mã cũ, ICMPv6 cũng đưa thêm vào nhiều kiểu và mã mới. Ví dụ kiểu mã lỗi “Packet Too Big” hay “Unrecognized IPv6 option”.

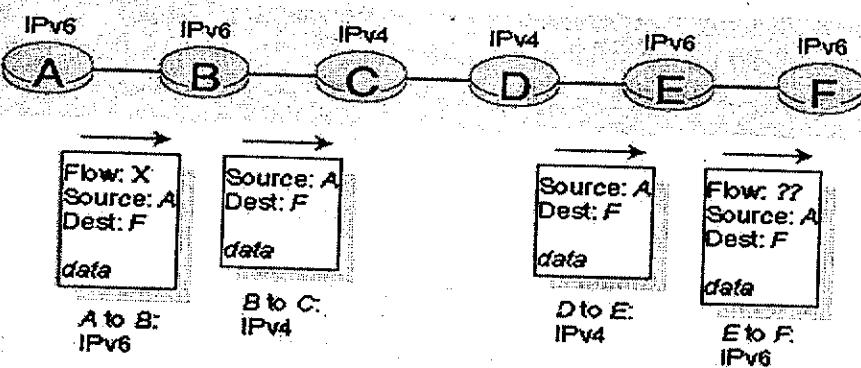
4.7.2 Chuyển từ IPv4 sang IPv6

Chúng ta đã xem xét các chi tiết kỹ thuật của IPv6, bây giờ chúng ta sẽ xét tới một vấn đề rất thực tiễn: làm thế nào để chuyển mạng toàn cầu Internet hiện tại – đang sử dụng IPv4 sang sử dụng IPv6? Vấn đề ở chỗ trong khi các hệ thống mới IPv6 có khả năng tương thích ngược tức là có thể gửi, chuyển, nhận các gói dữ liệu IPv4 thì các hệ thống cũ đang được sử dụng lại không có khả năng xử lý gói dữ liệu IPv6. Người ta đã đưa ra một số giải pháp.

Giải pháp thứ nhất là lựa chọn một thời điểm nào đó, tắt tất cả máy để nâng cấp lên IPv6. Việc chuyển đổi công nghệ quan trọng gần đây nhất (từ NCP sang TCP cho giao thức giao vận tin cây) cách đây 20 năm. Ngay

cả thời điểm đó [RFC 801], khi Internet còn rất nhỏ và vẫn còn được quản trị bởi một nhóm nhỏ các chuyên gia, người ta cũng không thể chọn được một thời điểm như vậy. Giải pháp này ngày nay sẽ đòi hỏi sự tham gia của hàng trăm triệu máy tính và hàng triệu người quản trị mạng – rõ ràng là không thể. RFC 1933 đưa ra hai giải pháp (có thể sử dụng đồng thời hay dùng riêng rẽ) để dần dần tích hợp các thiết bị sử dụng IPv6 vào thế giới IPv4 (dĩ nhiên mục tiêu dài hạn vẫn là chuyển tất cả các thiết bị sử dụng IPv4 sang IPv6).

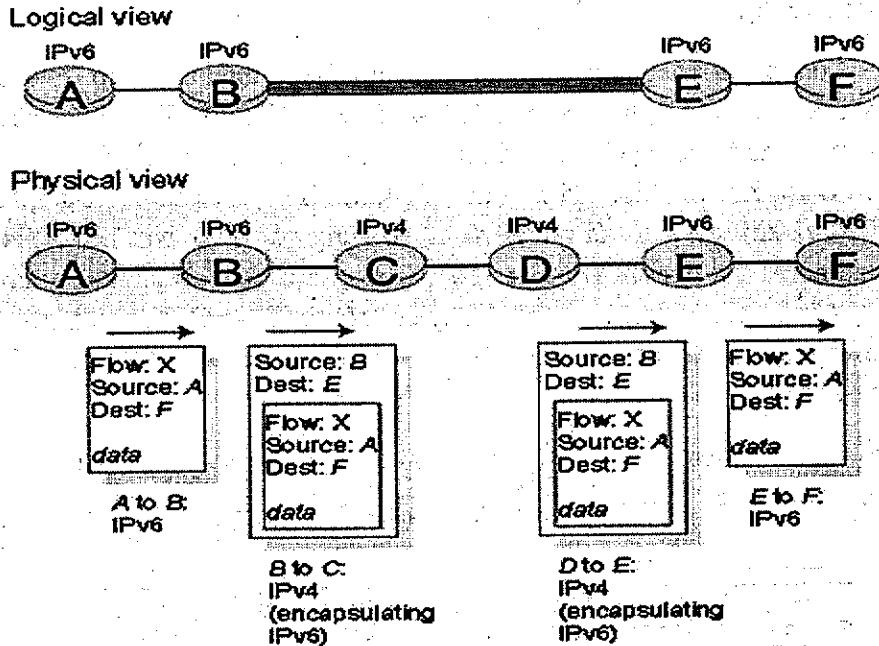
Có thể giải pháp đơn giản nhất để đưa vào các thiết bị hỗ trợ IPv6 là dual-stack, các thiết bị triển khai cả IPv4 và IPv6. Thiết bị IPv6/IPv4 như vậy được đặc tả trong RFC 1933 có khả năng nhận và gửi cả hai gói dữ liệu IPv4 và IPv6. Khi trao đổi với một nút IPv4, nút IPv6/IPv4 sử dụng gói dữ liệu IPv4 và khi trao đổi với nút IPv6, sẽ sử dụng gói IPv6. Nút IPv4/IPv6 cần phải có cả hai địa chỉ IPv6 và IPv4. Chúng cần phải có khả năng xác định được một nút có khả năng IPv6 hay chỉ hỗ trợ IPv4. Có thể giải quyết vấn đề này nhờ Hệ thống tên miền DNS (Domain Name Server) (xem trong chương 2).



Hình 4.32 Giải pháp dual-stack

Trong giải pháp trên, nếu cả bên gửi và bên nhận chỉ hỗ trợ IPv4 thì giữa chúng chỉ có thể trao đổi gói dữ liệu IPv4. Do đó có thể hai nút có khả năng IPv6 chỉ có thể trao đổi gói dữ liệu IPv4 với nhau. Trong Hình 4.32, giả sử nút A hỗ trợ IPv6 muốn gửi một gói dữ liệu IP tới nút F cũng hỗ trợ IPv6. Nút A và B có thể trao đổi gói tin IPv6 với nhau. Tuy nhiên, nút B phải tạo gói dữ liệu IPv4 để gửi tới C. Chắc chắn một số trường tiêu đề của gói IPv6

được sao chép vào trường tiêu đề của gói dữ liệu IPv4 và phải thực hiện việc đổi địa chỉ. Tuy nhiên, khi chuyển từ IPv6 sang IPv4, sẽ có một số trường đặc thù trong IPv6 sẽ không có trong IPv4 (ví dụ trường flow). Các thông tin trong các trường này sẽ bị mất. Cho dù E và F có thể trao đổi gói dữ liệu IPv6, gói dữ liệu IPv4 từ D tới E không có đầy đủ tất cả các thông tin trong gói dữ liệu IPv6 nguyên thủy được gửi từ A.



Hình 4.33 Giải pháp đường ống

Giải pháp thứ hai được nêu ra trong khuyến nghị RFC 1933 là giải pháp **đường ống** (tunneling). Giải pháp này cho phép khắc phục được vấn đề nêu trên, cho phép E nhận gói IPv6 nguyên bản từ A. Sau đây trình bày ý tưởng cơ bản của giải pháp này. Giả sử hai nút IPv6 (ví dụ B và E trong Hình 4.33) muốn gửi gói IPv6 cho nhau, nhưng giữa chúng là các router chỉ hỗ trợ IPv4. Các router IPv4 nằm giữa hai router IPv6 là một **đường ống**, như minh họa trong Hình 4.33. Hai nút IPv6 ở hai đầu của đường ống (B chẳng hạn) đặt toàn bộ gói dữ liệu IPv6 vào trong trường dữ liệu (payload) của gói dữ liệu IPv4. Gói dữ liệu IPv4 này có địa chỉ đích là nút IPv6 ở đầu

kia đường ống (ví dụ là E) và được gửi tới nút đầu tiên trong đường ống (C). Các router IPv4 trong đường ống sẽ định tuyến gói dữ liệu IPv4 giống như bất kỳ gói dữ liệu IPv4 nào mà không biết được gói dữ liệu IPv4 đó chứa gói dữ liệu IPv6. Nút IPv6 phía bên kia đường ống nhận được gói IPv4, xác định trong đó có gói IPv6, lấy gói IPv6 ra, và sau đó chuyển tiếp gói IPv6 như thể nó nhận thẳng gói IPv6 từ phía bên kia.

Vậy khi nào IPv6 có bước đột phá thực sự vào mạng Internet toàn cầu. Thực tế hiện nay các ISP Bắc Mỹ không có dự định mua thiết bị có hỗ trợ IPv6 vì ít khách hàng đòi hỏi điều này. Như cầu sử dụng IPv6 chủ yếu xuất phát từ châu Âu và châu Á.

Rõ ràng cực kỳ khó khăn để thay đổi các giao thức của tầng mạng. Từ đầu những năm 90, rất nhiều giao thức mới của tầng mạng đã được đưa ra nhưng vẫn chưa được áp dụng thực sự trong thực tế. Thực vậy, thay đổi giao thức tầng mạng giống như thay đổi móng của một ngôi nhà. Sẽ rất khó thực hiện nếu không phá hủy hoàn toàn ngôi nhà hoặc ít nhất tạm thời bố trí những người sinh sống trong đó đến các địa điểm khác. Mặt khác, Internet chứng kiến sự phát triển nhanh chóng các giao thức tầng ứng dụng. Một ví dụ hiển nhiên là HTTP và WEB. Đưa ra những giao thức ứng dụng mới giống như việc thêm một lớp sơn mới cho ngôi nhà - nó thực sự dễ dàng, và nếu bạn chọn một màu hấp dẫn, những người xung quanh sẽ bắt chước làm theo bạn. Tóm lại, trong tương lai chúng ta có thể kỳ vọng thấy được sự thay đổi tầng mạng của Internet, nhưng những thay đổi này sẽ diễn ra rất chậm so với những thay đổi tại tầng ứng dụng.

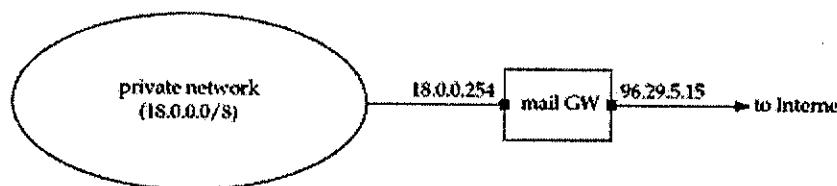
4.8 CƠ CHẾ DỊCH CHUYỂN ĐỊA CHỈ (NAT)

Trong trường hợp tổ chức có nhu cầu kết nối nhiều máy tính vào mạng nhưng lại chỉ được cấp phát một lượng nhỏ địa chỉ IP chính thức, vậy làm thế nào để tất cả các máy tính trong mạng có thể truy cập Internet? NAT là một trong các giải pháp để thực hiện điều này. RFC 1918 xác định một số địa chỉ IP đặc biệt gọi là địa chỉ riêng (Hình 4.34). Gói tin có địa chỉ trong dải địa chỉ này sẽ không được router chuyển ra phía ngoài.

Khoảng	Dải địa chỉ
10.0.0.0/8	10.0.0.1 – 10.255.255.255
172.16.0.0/12	172.16.0.0 – 172.31.255.255
192.168.0.0/16	192.168.0.0 – 192.168.255.255

Hình 4.34 Các dải địa chỉ riêng

Đĩ nhiên nếu tổ chức không có nhu cầu kết nối ra Internet thì sử dụng bất kỳ địa chỉ IP nào cũng được. Trước khi có RFC 1918, mọi tổ chức đều có khuynh hướng chọn một lớp địa chỉ bất kỳ. Trong Hình 4.35, tổ chức chọn địa chỉ 18.0.0.0/8. Tuy nhiên giả sử sau đó tổ chức muốn cài đặt Mail server để máy tính ở trong mạng nội bộ có thể gửi và nhận thư với bên ngoài. Để kết nối với các máy tính bên trong mạng nội bộ, mail server sử dụng địa chỉ 18.0.0.254. Để kết nối ra ngoài Internet, mail server sử dụng địa chỉ 96.29.5.15 thực xác định duy nhất trên Internet.



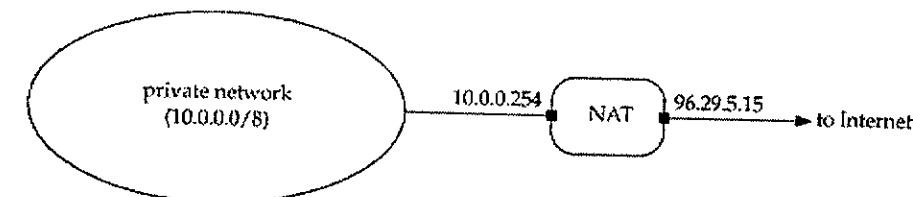
Hình 4.35 Ví dụ một tổ chức dùng Gateway Mail Server

Bây giờ giả sử người trong cơ quan muốn gửi email đến ai đó ở MIT. Vấn đề ở đây là địa chỉ thật của MIT là 18.0.0.0/8. Do đó mail gateway sẽ chuyển ngược thư vào lại mạng nội bộ, chứ không chuyển tới miền mit.edu. Vấn đề này sẽ không còn nữa nếu cơ quan sử dụng địa chỉ riêng.

Một ưu điểm khác của NAT là cho phép cấu hình mạng của cơ quan không phụ thuộc vào bất kỳ ISP nào cả.

Trước khi đi sâu vào chi tiết, chúng ta sẽ tìm hiểu qua cơ chế Dịch chuyển địa chỉ mạng NAT (Network Address Translation). Cơ chế này được cài đặt trên router nối ra ngoài của mạng. Nếu chúng ta thay thế mail gateway trên Hình 4.35 bằng một router có hỗ trợ cơ chế NAT và đánh lại

địa chỉ cho các máy tính bên trong là địa chỉ 10.0.0.0/8, chúng ta được Hình 4.36. Chúng ta quay lại ví dụ trên, giả sử máy 10.0.0.1 bên trong mạng riêng muốn gửi email đến địa chỉ 18.7.7.76. Kết nối TCP này không thể được thiết lập do mail server ở MIT không thể gửi lại gói tin phản hồi đến địa chỉ 10.0.0.1



Hình 4.36 Mạng riêng với Router có hỗ trợ cơ chế NAT

Về mặt lý thuyết, gói tin gửi từ 10.0.0.1 sẽ đến được MIT server. Nhưng trên thực tế, các router và mail server thường loại bỏ các gói tin có địa chỉ gửi là địa chỉ riêng với mục đích phòng ngừa tấn công từ chối dịch vụ (DoS) hay các thư rác.

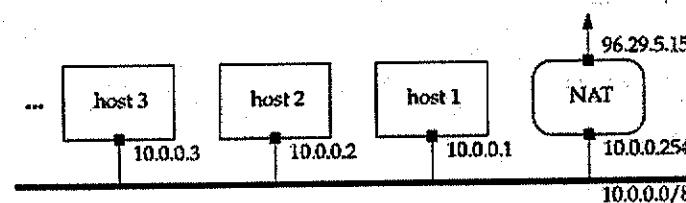
Chính vì vậy gói tin trước khi rời mạng riêng, địa chỉ gửi trong gói tin phải được thay đổi để bên kia có thể gửi thông điệp phản hồi.

NAT hoạt động theo một trong ba chế độ sau:

- Cơ chế tĩnh.** Mỗi máy tính trong mạng riêng khi truy cập đến Internet sẽ có một địa chỉ thật. NAT chỉ thực hiện việc ánh xạ từ địa chỉ ảo vào địa chỉ thực và ngược lại.
- Cơ chế vòng.** Tất cả các máy tính trong mạng riêng sử dụng chung một nhóm địa chỉ chính thức. Ví dụ mạng riêng với 300 máy tính được cấp phát một dải 32 địa chỉ thật. Khi một máy tính trong mạng riêng muốn kết nối với một máy tính bên ngoài, nó sẽ được gán cho một địa chỉ thực tạm thời. Sau khi kết nối kết thúc, địa chỉ vừa được cấp phát sẽ được thu hồi để cấp cho máy tính có nhu cầu khác. Hiện nhiên khi hết các địa chỉ thật, các máy khác có nhu cầu cũng không được kết nối.

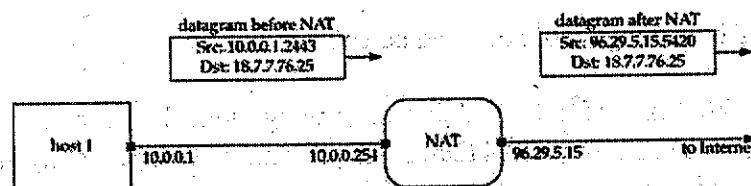
Cơ chế chuyển địa chỉ theo cổng (PAT). Đây là cơ chế được sử dụng rộng rãi nhất. Cơ chế này được sử dụng khi có một địa chỉ thật duy

nhất dùng chung cho cả tổ chức. Khi đó, địa chỉ port gửi của mỗi gói tin được thay bằng một giá trị xác định duy nhất. Giá trị này sẽ được sử dụng để khi nhận một gói tin, router biết phải chuyển tiếp nó cho máy tính nào trong mạng riêng. Để hiểu rõ cơ chế hoạt động của PAT, chúng ta minh họa mạng riêng ở Hình 4.36 thành Hình 4.37.



Hình 4.37 Ví dụ về mạng sử dụng cơ chế PAT

Giả sử Host 1 muốn thiết lập kết nối với email server của MIT có địa chỉ 18.7.7.76 thông qua port 2443. Hình 4.38 minh họa đường đi của gói tin IP chứa TCP SYN segment gửi tới MIT email server qua hai chặng: chặng thứ nhất từ Host 1 đến Router và chặng thứ hai từ router đến MIT server. Cơ chế PAT được sử dụng để biến đổi gói tin này giữa hai chặng.



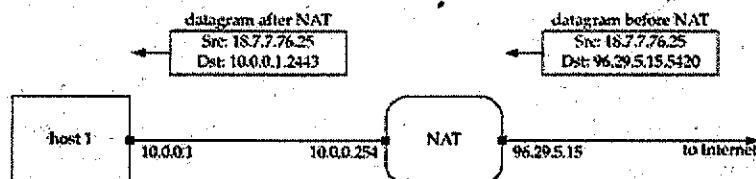
Hình 4.38 Gói tin từ Host 1 đến router và được chuyển tiếp

Đầu tiên gói tin được gửi từ Host 1 có địa chỉ gửi là địa chỉ riêng (10.0.0.1) và port gửi là 2443. Sau khi đi qua router, địa chỉ gửi của gói tin là 96.29.5.15 và port gửi là 5420.

MIT's mail server thấy kết nối này đến từ 96.29.5.15:5420 và sẽ gửi thông điệp trả lời đến socket này.

Chúng ta thấy gói tin trả lời trong Hình 4.39. Chú ý rằng, khi đến router gói tin này có địa chỉ nhận là 96.29.5.15:5420 còn địa chỉ nguồn là

phía mail server của MIT. Router sẽ kiểm tra địa chỉ 96.29.5.15:5420 trong bảng PAT và thấy gói tin này phải được chuyển tiếp tới 10.0.0.1:2443. Phía bên trái của Hình 4.39 minh họa gói tin sau khi đã được router biến đổi địa chỉ gửi theo cơ chế PAT.



Hình 4.39 Gói tin trả lời được NAT biến đổi

Giả sử tại cùng thời điểm Host 1 gửi, một máy tính khác trong mạng riêng, chẳng hạn Host 2 với địa chỉ 10.0.0.2 cũng gửi email tới MIT, khi đó NAT sẽ ánh xạ địa chỉ gửi của Host 2 vào 96.29.5.15 nhưng sẽ sử dụng một địa chỉ cổng khác, ví dụ 7322. Do vậy khi nhận được gói tin có địa chỉ đích 96.29.5.15:7322, NAT biết rằng cần chuyển gói tin này đến Host 2 (10.0.0.2).

Ưu điểm của NAT là hoàn toàn rõ ràng. Thứ nhất, nó làm tiết kiệm không gian địa chỉ IP đã sắp cạn kiệt, một mạng riêng khá lớn cũng chỉ cần một địa chỉ thật. Thứ hai là tổ chức có thể cấp phát địa chỉ riêng cho các máy tính trong cơ quan của mình và thực hiện ánh xạ địa chỉ tại router kết nối ra ngoài, do đó có sự độc lập với ISP. Nếu tổ chức muốn chuyển sang nhà cung cấp dịch vụ ISP khác thì chỉ cần cấu hình lại bảng NAT mà không cần gán lại địa chỉ IP cho các máy tính trong tổ chức. Như vậy, NAT là giải pháp rất phù hợp với tổ chức quy mô nhỏ.

Tuy nhiên, NAT cũng có nhiều nhược điểm. Trong phần trên, chúng ta thấy rằng đường như NAT chỉ là sự ánh xạ rất đơn giản giữa địa chỉ riêng và địa chỉ thật. Tuy nhiên có khá nhiều công việc trong quá trình ánh xạ. Thứ nhất địa chỉ IP gửi bị thay đổi trong trường tiêu đề nên giá trị trong trường checksum cũng phải tính lại. Thứ hai, router phải kiểm tra xem gói tin chứa TCP segment hay UDP segment, và sau đó phải thay đổi số hiệu cổng và checksum trong tiêu đề của TCP (hay UDP) segment. Như vậy,

router hỗ trợ NAT đã “vi phạm” cơ chế phân tầng do đã kiểm tra bên trong gói dữ liệu IP.

Có rất nhiều ứng dụng, chẳng hạn ftp sử dụng nhiều kết nối. FTP client gửi lệnh **PORT x y** tới FTP server để yêu cầu FTP server mở một kết nối tới socket địa chỉ IP **x** và cổng **y**. Địa chỉ và số hiệu cổng này được chuyển dưới dạng mã ASCII bên trong thông điệp ở tầng ứng dụng. Như vậy NAT phải biết điều này vì hai lí do. Thứ nhất, NAT phải ánh xạ lại địa chỉ riêng của client gửi đến server và NAT phải ghi nhớ (để có thể ánh xạ lại trong trường hợp có xung đột với cổng NAT đã gán khác). Thứ hai NAT phải xác định chính xác socket (IP/port) của máy tính trong mạng riêng đang đợi kết nối từ phía FTP server ở bên ngoài.

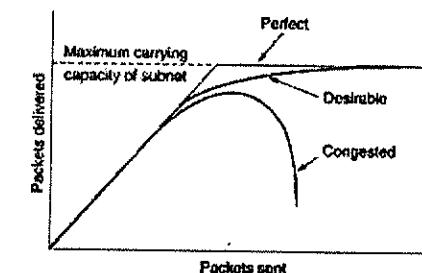
Để thực hiện điều này, NAT router phải kiểm tra gói tin TCP để xem nó có chứa lệnh **PORT** của ftp không. Nếu có, không những chúng ta phải thay đổi tiêu đề TCP segment mà còn phải thay đổi cả độ dài gói tin (đổi 10.0.0.1 thành 96.29.5.15 khiến độ dài trường dữ liệu trong TCP segment tăng thêm 2 byte). Khi độ dài trường dữ liệu thay đổi, các giá trị biên nhận (ACK) cũng phải thay đổi theo. Chẳng hạn như trong ví dụ trên, nếu byte cuối cùng mà client (bên trong mạng riêng) gửi có số thứ tự là n . Tuy nhiên do NAT router bổ sung thêm dữ liệu ở trong TCP segment nên byte cuối cùng của gói tin này có số thứ tự là $n+2$. Phía server sẽ trả lại giá trị biên nhận ACK là $n+3$ (hy vọng byte kế tiếp nhận được có số thứ tự là $n+3$). Khi đó NAT router phải đổi giá trị biên nhận ACK này thành $n+1$ khi chuyển tiếp cho client. Không chỉ thế NAT router phải ghi nhớ sự biến đổi này trong suốt phiên kết nối.

Chế độ thụ động của FTP có thể khắc phục vấn đề này. Trong chế độ này, phía client sẽ khởi tạo cả kết nối điều khiển lẫn kết nối dữ liệu. Khi đó, NAT router không cần biến đổi dữ liệu bên trong gói tin. Khi client muốn mở một kết nối dữ liệu tới server, nó sẽ gửi lệnh **PASV** yêu cầu server lắng nghe trên một cổng nào đó mà client chỉ định.

NAT có thể xử lý với ftp và một số rất ít các giao thức thông dụng khác nhưng có thể NAT làm hỏng các giao thức ở tầng ứng dụng do người dùng đặt ra nếu những giao thức này đặt địa chỉ cổng bên trong trường dữ liệu ứng dụng.

4.9 KIỂM SOÁT TẮC NGHẼN

Như chúng ta đã nói trong chương 3, hiện tượng tắc nghẽn là tại một thời điểm có quá nhiều gói tin đến cùng một phân đoạn mạng (hay một router) và hệ quả của tắc nghẽn là hiệu suất của hệ thống giảm nghiêm trọng. Trong Hình 4.40, chúng ta thấy rằng nếu tổng số gói tin trong mạng nhỏ hơn năng lực chuyển của mạng thì tất cả các gói tin đều sẽ được chuyển đến đích và số lượng gói tin truyền thành công bằng số lượng gói tin được gửi. Tuy nhiên khi lưu lượng gửi tăng nhanh, các router không kịp chuyển tiếp, các gói tin bắt đầu bị mất (do thiếu bộ đệm). Đến một giới hạn nào đó, hiệu suất hệ thống sụt giảm nghiêm trọng.



Hình 4.40 Đồ thị minh họa tắc nghẽn

Có nhiều tình huống dẫn đến tắc nghẽn. Chẳng hạn tại router, khi tất cả các gói tin đến từ nhiều cổng vào khác nhau nhưng lại cùng được chuyển đến một cổng ra, xuất hiện hàng đợi tại cổng ra này, do bộ đệm hữu hạn nên các gói tin đến sau có thể bị mất. Một số nghiên cứu cũng đã chứng minh được rằng, cho dù kích thước bộ đệm của router lớn vô cùng, tình trạng tắc nghẽn cũng không thể được giải quyết mà còn có xu hướng ngày càng xấu đi vì các gói tin nằm ở cuối hàng đợi chưa được chuyển đi, tại phía gửi do không nhận được ACK (sự kiện timeout) nên sau một thời gian sẽ tự động truyền lại gói tin (gửi trùng lặp). Các gói tin này sau đó lại “nằm xếp hàng” tại các router trên tuyến đường tới đích.

Tốc độ xử lý của CPU chậm cũng có thể là nguyên nhân gây tắc nghẽn. Nếu router không xử lý đủ nhanh, hàng đợi có thể xuất hiện tại router

(ngay cả khi công suất đường truyền vẫn chưa đạt tới cực đại). Tương tự, đường truyền có băng thông nhỏ cũng có thể gây ra tắc nghẽn. Nâng cấp đường truyền mà không nâng cấp router (hoặc ngược lại) không thể khắc phục được toàn bộ vấn đề, mà chỉ dịch chuyển “nút cỗ chai” từ vị trí này trên mạng sang vị trí khác. Vấn đề ở đây là sự không cân đối giữa các phần khác nhau của hệ thống. Vấn đề chỉ được khắc phục hoàn toàn nếu đảm bảo được tính cân bằng trong hệ thống.

Ở đây chúng ta lại nhấn mạnh đến sự khác biệt giữa kiểm soát tắc nghẽn và điều khiển lưu lượng. Kiểm soát tắc nghẽn đảm bảo mạng máy tính có khả năng trung chuyển được khối lượng thông tin định trước. Điều này là vấn đề toàn cục, liên quan đến hành vi của tất cả các máy tính, các router. Ngược lại, điều khiển lưu lượng tập trung vào đường kết nối giữa hai đầu mút của truyền thông với mục đích kiểm soát để bên gửi không gửi quá tốc độ xử lý của bên nhận. Thông thường, phía nhận sẽ gửi thông báo phản hồi về tình trạng phía bên mình cho bên gửi.

Đôi khi hai khái niệm này không được phân biệt rõ ràng vì thuật toán kiểm soát tắc nghẽn cũng vận hành bằng cách gửi các thông báo phản hồi đến các nút trong mạng thông báo tình trạng tắc nghẽn. Do thế, nút gửi sẽ được yêu cầu gửi chậm lại khi hoặc mạng bị tắc nghẽn, hoặc khi nút nhận không kịp xử lý lượng dữ liệu gửi tới.

Chúng ta sẽ trình bày mô hình tổng quát xử lý tắc nghẽn, sau đó sẽ giới thiệu cách thức ngăn chặn để không xảy ra tắc nghẽn và sau đó là các thuật toán động – được sử dụng để khắc phục khi tắc nghẽn xuất hiện.

4.9.1 Các nguyên lý Kiểm soát tắc nghẽn

Đối với vấn đề tắc nghẽn, có hai chiến lược xử lý: Đóng và Mở. Giải pháp Mở là đưa ra một thiết kế đảm bảo tắc nghẽn không thể xảy ra. Quan trọng nhất trong giải pháp này là quyết định có chấp nhận một phiên truyền thông mới hay không? Quyết định khi nào loại bỏ và loại bỏ gói tin nào? Tuy nhiên tất cả các quyết định này được đưa ra không phụ thuộc vào trạng thái hiện thời của mạng.

Ngược lại, giải pháp Đóng dựa trên ý tưởng phản hồi và gồm ba giai đoạn:

1. Kiểm soát hệ thống để phát hiện thời điểm và vị trí xảy ra tắc nghẽn.
2. Chuyển thông tin cảnh báo về nơi có thể xử lý.
3. Điều chỉnh hệ thống để xử lý vấn đề.

Có rất nhiều tiêu chí khác nhau để kiểm soát tắc nghẽn. Thông dụng nhất là tỷ lệ phần trăm các gói tin bị loại bỏ do thiếu bộ đệm; độ lớn trung bình của hàng đợi; số lượng các gói tin không nhận được phản hồi và bị truyền lại; độ trễ trung bình của gói tin. Trong những trường hợp trên, những độ đo này tăng nghĩa là tắc nghẽn bắt đầu xuất hiện.

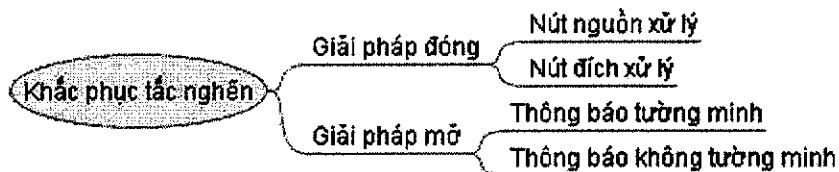
Bước phản hồi thứ hai là chuyển thông điệp cảnh báo từ nơi phát hiện tắc nghẽn đến nơi có thể đưa ra các hành động khắc phục. Một cách đơn giản là các router phát hiện ra tắc nghẽn gửi các gói tin đặc biệt đến tất cả các máy tính trên mạng thông báo về tình trạng tắc nghẽn. Rõ ràng như vậy điểm của giải pháp này là phát sinh thêm các gói tin tại thời điểm đã có quá nhiều gói tin trên mạng (do tắc nghẽn).

Tuy nhiên người ta có thể đặt một trường nào đó bên trong mỗi gói tin và router sẽ thay đổi giá trị của trường này khi tắc nghẽn vượt qua một ngưỡng nào đó. Khi phát hiện tắc nghẽn, router sẽ thiết lập giá trị ở trường báo hiệu tắc nghẽn trong mỗi gói tin đi qua nó để cảnh báo các “hàng xóm”.

Một phương pháp khác là các máy tính và router định kỳ gửi các thông điệp thăm dò với mục đích hỏi về tình trạng tắc nghẽn. Sau đó những thông tin nhận được có thể được router sử dụng để chuyển các gói tin vòng qua những khu vực đang bị tắc nghẽn. Điều này tương tự hệ thống cảnh báo tắc đường ở Mỹ. Trên một số trục xa lộ của nước Mỹ, có máy bay trực thăng bay để phát hiện xem có tắc đường không và những thông tin này sẽ được phát qua radio trên một số tần số cố định. Người lái xe có thể nghe được những thông tin này và chuyển hướng đi (không đi qua khu vực bị tắc).

Trong tất cả các phương pháp phản hồi, người ta hy vọng khi nhận được các thông tin báo hiệu tắc nghẽn, các máy tính trên mạng giảm bớt việc gửi tin để làm giảm tắc nghẽn. Có rất nhiều thuật toán kiểm soát tắc

nghẽn, và được phân loại như trong Hình 4.41. Giải pháp đóng được chia thành hai loại: Nút gửi thông tin sẽ xử lý tắc nghẽn và Nút nhận thông tin sẽ xử lý tắc nghẽn. Giải pháp mở cũng được chia thành hai loại: Tường minh (có thông báo tường minh gửi tới các nút trên mạng thông báo về tình trạng tắc nghẽn) và Không tường minh (các nút tự rút ra tình trạng tắc nghẽn qua các trạng thái cục bộ của mình – chẳng hạn như có quá nhiều gói tin phải gửi lại).



Hình 4.41 Phân loại các giải pháp xử lý tắc nghẽn

Nguyên nhân của tắc nghẽn là tại một thời điểm, tải lớn hơn năng lực xử lý của các tài nguyên mạng. Như vậy sẽ có hai giải pháp: Tăng tài nguyên cho mạng hoặc giảm tải. Có nhiều cách thức làm tăng tài nguyên, chẳng hạn nâng cấp đường truyền, sử dụng thêm các kết nối dự trữ... ; tuy nhiên không phải lúc nào cũng làm được điều này. Do vậy giải pháp khắc phục duy nhất là giảm tải. Có khá nhiều phương pháp để thực hiện điều này: có thể từ chối dịch vụ đối với một số người dùng (không đưa thêm dữ liệu vào mạng nữa), hay yêu cầu tất cả người dùng giảm lượng dữ liệu gửi vào mạng...

Những phương thức kể trên sẽ được nghiên cứu trong các phần sau. Đối với chuyển mạch ảo, những phương thức này được áp dụng ở tầng mạng, còn đối với chuyển mạch gói, những phương thức này lại có thể được cài đặt ở tầng giao vận.

4.9.2 Chính sách ngăn chặn tắc nghẽn



Hình 4.42 Các chính sách ngăn chặn tắc nghẽn ở các tầng khác nhau

Chúng ta bắt đầu xét giải pháp mở. Tư tưởng của chiến lược này là ngăn chặn không cho tắc nghẽn xuất hiện chứ không đợi đến lúc tắc nghẽn xuất hiện mới khắc phục. Mục tiêu này đạt được bằng các áp dụng nhiều chính sách khác nhau ở các tầng khác nhau. Trong Hình 4.42 chúng ta thấy các chính sách ở các tầng liên kết dữ liệu, mạng và giao vận ảnh hưởng đến tắc nghẽn.

Đầu tiên chúng ta xét đến tầng liên kết dữ liệu. Chính sách truyền lại xác định phía gửi sau bao lâu sẽ gửi lại gói tin chưa nhận được biên nhận. Rõ ràng nếu đặt thời gian timeout quá bé và sử dụng thuật toán Go-Back-N thì số lượng gói tin phía gửi đưa vào mạng lớn hơn rất nhiều so với hệ thống có timeout lớn và sử dụng thuật toán Selective Repeat. Một vấn đề liên quan mật thiết là chính sách lưu tạm thời dữ liệu ở phía nhận. Nếu phía nhận loại bỏ tất cả các gói dữ liệu đến không đúng thứ tự, các gói này sẽ được gửi lại

lần nữa và do đó làm tăng tổng số lượng gói tin truyền qua mạng. Rõ ràng thuật toán Selective Repeat có hiệu quả hơn Go-Back-N.

Chính sách biên nhận cũng ảnh hưởng đến tắc nghẽn. Nếu phía nhận gửi biên nhận cho mỗi gói tin nhận được thì số lượng gói tin biên nhận sẽ rất lớn. Tuy nhiên nếu biên nhận được dồn lại và gửi kèm cùng với các thông tin khác, hệ thống cũng tiết kiệm được đường truyền và góp phần làm giảm tắc nghẽn.

Ở tầng mạng, quyết định sử dụng chuyển mạch gói hay chuyển mạch ảo cũng ảnh hưởng đến việc kiểm soát tắc nghẽn vì một vài thuật toán chỉ có thể sử dụng trên mạch ảo. Chính sách hàng đợi và chất lượng dịch vụ liên quan đến việc tại mỗi đường ra (hay đường vào) của router có thể có một hay nhiều hàng đợi. Điều này cũng liên quan đến thứ tự ưu tiên khi xử lý các gói tin. Chính sách loại bỏ gói tin là quy tắc xác định gói tin nào sẽ bị loại bỏ trong trường hợp không đủ bộ đệm. Một chính sách tốt sẽ giúp làm giảm tắc nghẽn.

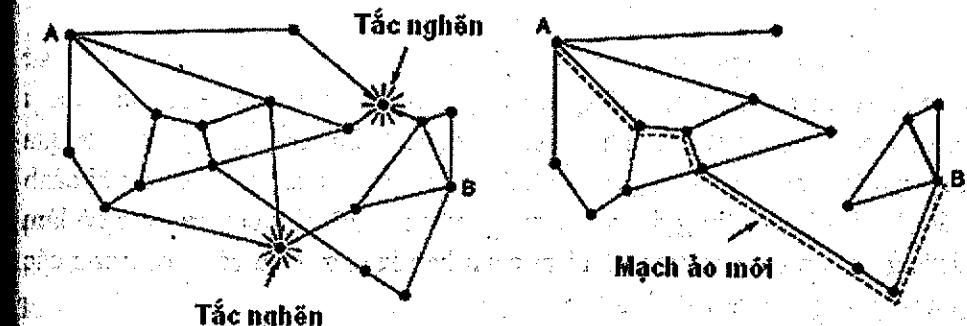
Một thuật toán định tuyến tốt giúp làm giảm tình trạng tắc nghẽn trên mạng bằng cách phân chia đều các gói tin trên tất cả các đường truyền. Một thuật toán không tốt có thể gửi quá nhiều gói tin qua một đường truyền đã bị tắc nghẽn. Cuối cùng, thời gian sống của gói tin (từ khi gửi cho đến khi bị xóa) cũng đóng vai trò quan trọng. Nếu thời gian này quá dài, các gói tin có thể lưu chuyển trên mạng quá lâu, nhưng nếu thời gian này quá dài, gói tin sẽ bị xóa trước khi đến đích, và do đó sẽ phải truyền lại.

Vấn đề ở tầng giao vận cũng tương tự như ở tầng liên kết dữ liệu. Tuy nhiên xác định khoảng thời gian timeout phức tạp hơn rất nhiều vì giữa bên gửi và bên nhận có thể có nhiều router trung gian.

4.9.3 Kiểm soát tắc nghẽn trong mạch ảo

Trong mạch ảo thường sử dụng chiến lược mở: ngăn ngừa không cho tắc nghẽn xảy ra. Ở đây chúng ta sẽ mô tả một vài phương pháp kiểm soát động được sử dụng trong các mạng ảo.

Một kỹ thuật được sử dụng khá phổ biến là kiểm soát việc thiết lập kết nối mới. Khi bắt đầu tắc nghẽn, không mạch ảo nào được thiết lập cho đến khi hết tắc nghẽn. Như vậy, việc thiết lập kết nối ở tầng giao vận sẽ không thể thực hiện được. Ưu điểm của giải pháp này là tính đơn giản và dễ cài đặt. Trong mạng điện thoại truyền thống, khi một tổng đài rơi vào tình trạng quá tải, hệ thống thực hiện kiểm soát việc thiếp lập kết nối mới không cho phép kết nối qua tổng đài này.



Hình 4.43 (a) Mạng bị tắc nghẽn (b) Mạng không có tắc nghẽn do mạch ảo từ A đến B vòng qua khu vực bị tắc nghẽn

Một giải pháp khác là cho phép thiết lập mạch ảo, nhưng định tuyến mạch này không đi qua khu vực bị tắc nghẽn, như ví dụ trong Hình 4.43 Giả sử một nút gắn với router A muốn thiết lập kết nối tới nút gắn với router B. Bình thường, kết nối này sẽ được thực hiện qua một vài router đang bị tắc nghẽn. Để tránh trường hợp này, chúng ta vẽ lại hình trạng mạng như trong Hình 4.43b, loại bỏ các router bị tắc nghẽn và các đường truyền liên quan. Đường đứt nét là tuyến mạch ảo mới tránh khỏi khu vực tắc nghẽn.

Một chiến lược khác liên quan đến mạch ảo là nút sẽ “thương lượng” với hệ thống mạng để đạt được một “thỏa thuận” trước khi thiết lập mạch ảo. Thỏa thuận này bao gồm khôi lượng, khuôn dạng và chất lượng dịch vụ của mạch ảo. Để đảm bảo thực hiện đúng thỏa thuận, hệ thống mạng thường thực hiện việc dự trữ tài nguyên đọc theo tuyến đường mạch ảo được thiết lập. Tài nguyên có thể là băng định tuyến, bộ đệm, băng thông đường truyền của router. Do mỗi mạch ảo đều được đảm bảo những tài nguyên cần thiết, tắc nghẽn không bao giờ xuất hiện.

Quá trình dự trữ tài nguyên này có thể chỉ được thực hiện khi mạng bị tắc nghẽn hay là một thủ tục trong hoạt động bình thường của hệ thống. Nhược điểm của hệ thống này là lãng phí tài nguyên. Đó là cái giá cho việc thực hiện kiểm soát tắc nghẽn.

4.9.4 Kiểm soát tắc nghẽn trong mạng chuyển mạch gói

Trong mạng chuyển mạch gói, các router kiểm soát hiệu suất sử dụng của các đường truyền đi qua. Ví dụ mỗi đường truyền sẽ có một biên u (nằm trong khoảng $[0,1]$) là hiệu suất sử dụng đường truyền. Nếu u vượt qua một ngưỡng nào đó, đường truyền tương ứng chuyển sang trạng thái bị cảnh báo. Mỗi một gói tin gửi qua đường truyền này sẽ bị kiểm tra xem có làm đường truyền ở trong trạng thái bị cảnh báo không. Nếu có, một trong các phương pháp sau đây sẽ được áp dụng.

Bit cảnh báo

Kiến trúc DECNET thực hiện việc cảnh báo bằng cách thiết lập một bit đặc biệt trong tiêu đề gói tin (giống kiến trúc Frame Relay). Khi gói tin đến đích, thực thể giao vận ở nút đích sẽ sao giá trị bit này vào gói tin biên nhận. Khi nhận được, phía gửi sẽ giảm tốc độ truyền.

Chừng nào còn ở trong trạng thái cảnh báo, router tiếp tục thiết lập giá trị bit cảnh báo. Sau một thời gian, các nút gửi nhận được các gói tin biên nhận có thiết lập bit cảnh báo và phải giảm tốc độ gửi dữ liệu. Quá trình giảm này tiếp tục cho đến khi không nhận được các gói tin có chứa dấu hiệu cảnh báo.

Gói tin báo tắc nghẽn

Thuật toán trình bày trên nhờ phía nhận phản hồi cho phía gửi giảm tốc độ truyền. Tại sao router không thông báo trực tiếp tình trạng tắc nghẽn cho các nút? Trong giải pháp này, router sẽ gửi một gói tin báo nghẽn cho phía gửi (địa chỉ nhận của gói báo nghẽn được xác định nhờ trường địa chỉ gửi của gói tin bình thường). Gói tin bình thường được đánh dấu (bằng cách

thiết lập một trường nào đó trong tiêu đề gói tin) và chuyền tiếp bình thường tới đích. Mục đích của việc đánh dấu là không phát sinh thêm các gói tin báo nghẽn do gói tin bình thường sinh ra khi đến các router khác.

Khi nhận được gói tin báo nghẽn, nút gửi phải giảm tốc độ truyền tới địa chỉ đích cụ thể đi X%. Có thể các gói tin gửi đến cùng địa chỉ đích này cũng khiến phát sinh ra các gói tin báo nghẽn, nên phía gửi sẽ bỏ qua các gói tin báo nghẽn trong một khoảng thời gian nào đó. Sau đó, phía gửi tiếp tục kiểm tra xem có nhận được gói tin báo nghẽn nào không. Nếu có, nó lại tiếp tục giảm tốc độ gửi vì trên đường truyền đến đích chắc chắn xuất hiện tắc nghẽn. Nút gửi có thể tăng tốc độ gửi trong trường hợp không nhận được gói tin báo nghẽn trong một khoảng thời gian đủ lâu.

Bằng cách điều chỉnh các tham số truyền (chẳng hạn độ lớn cửa sổ), nút có thể làm giảm tốc độ truyền. Thông thường, khi nhận được gói tin báo nghẽn đầu tiên, tốc độ truyền giảm 50%, lần nhận gói tin báo nghẽn thứ hai khiến tốc độ truyền giảm xuống còn 25%... Tuy nhiên tốc độ truyền tăng từ từ để tránh sự tái xuất hiện của tắc nghẽn.

Có khá nhiều phiên bản của thuật toán này. Chẳng hạn một router có thể có nhiều mức ngưỡng khác nhau. Phụ thuộc vào mức ngưỡng nào, router có thể gửi các gói tin báo nghẽn ở các mức độ khác nhau.

4.9.5 Cắt tải

Nếu không phương pháp nào trình bày trên khắc phục hoàn toàn tắc nghẽn, router có thể sử dụng một phương pháp rất mạnh: cắt tải. Khi có quá nhiều gói tin đến router và router không thể xử lý hết, router sẽ xóa bỏ một số gói tin. Điều này cũng tương tự để đảm bảo an toàn cho mạng lưới điện vào những ngày hè (khi nhu cầu điện lớn hơn lượng điện có thể cung cấp), một vài khu vực sẽ bị cắt điện.

Router có thể loại bỏ ngẫu nhiên các gói tin, nhưng thông thường router loại bỏ theo một chiến lược nào đó. Chiến lược này phụ thuộc vào ứng dụng đang chạy. Ví dụ đối với ứng dụng truyền file (FTP), gói tin cũ có

ích hơn gói tin mới, vì chẳng hạn nếu loại bỏ gói tin 6 và giữ lại các gói tin từ 7 đến 10 có thể sẽ khiến tất cả gói tin từ 6-10 phải gửi lại nếu phía nhận không chấp nhận các gói tin đến không theo thứ tự. Như vậy nếu file gồm 12 gói tin, loại bỏ gói 6 sẽ khiến phải truyền lại gói 7 đến 12 nhưng loại bỏ gói 10 thì chỉ cần truyền lại gói 10 đến 12. Tuy nhiên với ứng dụng đa phương tiện thì gói tin mới có ích hơn gói tin cũ.

Đối với nhiều ứng dụng, một số gói tin có tầm quan trọng hơn các gói tin khác. Chẳng hạn với một số thuật toán nén phim đòi hỏi gửi toàn bộ frame (chứa hình ảnh) trong một gói tin và các gói tin sau chỉ lưu lại các khác biệt so với frame ban đầu. Do vậy, ở đây nếu phải loại bỏ một gói tin thì nên loại bỏ gói tin chứa các gói tin biến đổi chứ không nên loại bỏ gói tin chứa một frame hoàn chỉnh.

Để cài đặt chiến lược loại bỏ thông minh, ứng dụng phải đánh dấu các gói tin ở các độ ưu tiên (thể hiện sự quan trọng) khác nhau. Khi đó, tại các router, các gói tin ít quan trọng sẽ bị loại bỏ trước.

Phát hiện sớm ngẫu nhiên (Random Early Detection)

Rõ ràng xử lý tắc nghẽn ngay khi phát hiện ra sẽ có hiệu quả hơn nhiều nếu trì hoãn xử lý rồi sau đó mới khắc phục. Thuật toán thực hiện điều này – RED (Random Early Detection) – thực hiện loại bỏ các gói tin trước khi router sử dụng hết các bộ đệm. Trong một số giao thức ở tầng giao vận (chẳng hạn TCP), phía gửi khi bắt đầu thấy mất gói tin (không nhận được biên nhận) sẽ bắt đầu giảm tốc độ gửi. Ý tưởng của điều này là TCP được sử dụng trên mạng có dây (tỷ lệ lỗi thấp) nên nếu gói tin bị mất thì nguyên nhân lớn nhất là thiếu bộ đệm ở router. Điều này có thể được sử dụng để tránh tắc nghẽn.

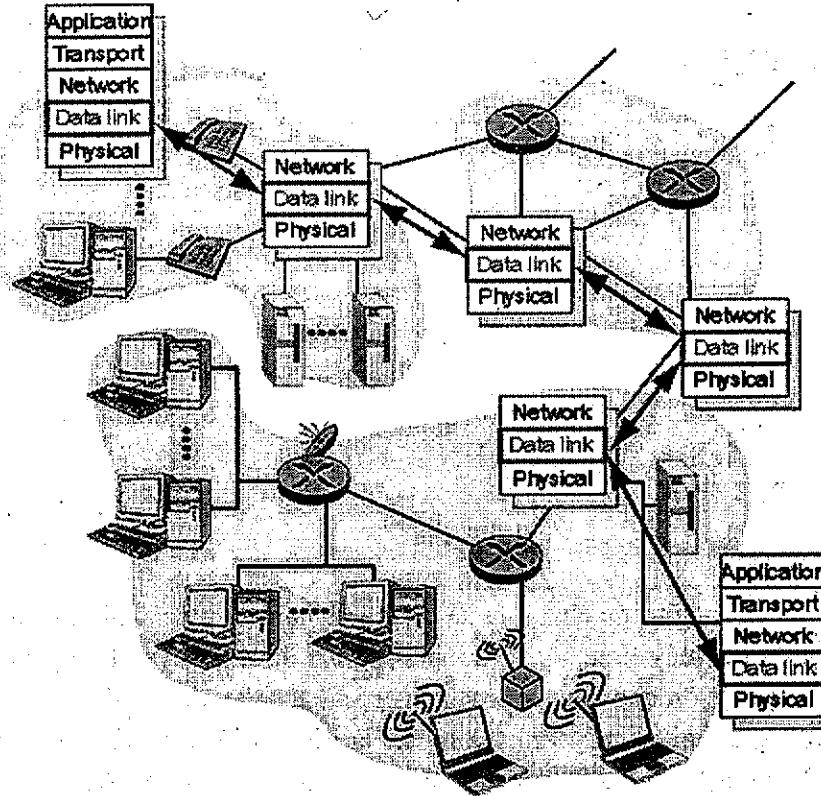
Nếu router ngăn ngừa trước khi tắc nghẽn thực sự xảy ra thì tắc nghẽn sẽ không xảy ra ở mức độ nghiêm trọng. Để xác định khi nào bắt đầu xảy ra tắc nghẽn, độ dài hàng đợi trung bình của mỗi đường truyền được gán một mức ngưỡng nào đó. Nếu vượt quá ngưỡng này, chắc chắn tắc nghẽn bắt đầu xuất hiện và router thực hiện loại bỏ gói tin.

Chương 5

TẦNG LIÊN KẾT DỮ LIỆU

5.1 CÁC KHÁI NIỆM CHUNG, DỊCH VỤ CỦA TẦNG DATALINK

Ở chương trước chúng ta đã biết tầng mạng cung cấp dịch vụ truyền thông giữa hai máy tính. Ví dụ trong Hình 5.1 đường truyền thông này bắt đầu từ máy nguồn qua lần lượt các router và kết thúc ở máy đích. Để thuận tiện, chúng ta coi cả máy tính và router là các **nút (node)** vì ở đây nút là router hay máy tính không phải là vấn đề quan trọng và kênh truyền thông kết nối giữa hai nút liền kề trên toàn bộ đường truyền thông được gọi là **đường liên kết**, hay **đường truyền (link)**. Để gói dữ liệu (datagram) đi từ máy tính nguồn tới máy tính đích, gói dữ liệu phải được chuyển trên mỗi đường liên kết. Chương này tập trung vào tầng liên kết dữ liệu với nhiệm vụ truyền gói dữ liệu trên một đường liên kết (đường truyền vật lý). Đầu tiên chúng ta sẽ phân loại và nghiên cứu những dịch vụ của tầng liên kết dữ liệu. Từ phần 5.2 đến phần 5.4 là các nguyên lý quan trọng của những giao thức cung cấp các dịch vụ này (ví dụ nhận lỗi và sửa lỗi, giao thức đa truy cập được sử dụng để chia sẻ đường truyền vật lý duy nhất giữa các nút và địa chỉ mức liên kết dữ liệu). Chúng ta sẽ thấy nhiều kiểu công nghệ kết nối khác nhau được sử dụng để nối hai nút, từ phần 5.5 đến phần 5.10 chúng ta sẽ nghiên cứu chi tiết kiến trúc và giao thức của các kiểu kết nối.



Hình 5.1 Vị trí của tầng liên kết dữ liệu

5.1.1 Những dịch vụ của tầng liên kết dữ liệu

Giao thức tầng liên kết dữ liệu được sử dụng để truyền gói dữ liệu trên một môi trường vật lý. Giao thức tầng liên kết dữ liệu định nghĩa khuôn dạng đơn vị dữ liệu trao đổi giữa các nút ở mỗi đầu của đường truyền, cũng như những công việc các nút thực hiện khi nhận và gửi những đơn vị dữ liệu này. Trong chương 1 chúng ta đã biết rằng đơn vị dữ liệu của tầng liên kết dữ liệu là frame và mỗi frame tầng liên kết dữ liệu chứa một gói dữ liệu tầng mạng. Công việc của giao thức tầng liên kết dữ liệu khi gửi và nhận frame gồm: phát hiện lỗi, truyền lại, điều khiển lưu lượng và truy cập ngẫu nhiên.

Giao thức tầng liên kết dữ liệu gồm: Ethernet, token ring, FDDI và PPP; đôi khi ATM và frame relay có thể cũng được coi là giao thức tầng liên kết dữ liệu. Chúng ta sẽ nghiên cứu chi tiết những giao thức này trong nửa chương sau.

Nếu nhiệm vụ của tầng mạng là chuyển gói dữ liệu của tầng giao vận từ máy gửi tới máy nhận thì giao thức của tầng liên kết dữ liệu có nhiệm vụ chuyển gói dữ liệu tầng mạng giữa hai nút kế tiếp trên đường truyền. Một đặc điểm quan trọng của tầng liên kết dữ liệu là gói dữ liệu tầng mạng có thể được xử lý bởi các giao thức liên kết dữ liệu khác nhau trên đường truyền. Ví dụ, gói dữ liệu này có thể được chuyển bởi giao thức Ethernet trên đường truyền đầu tiên, bởi PPP ở đường truyền cuối cùng và frame relay trên các đường truyền ở giữa. Chú ý quan trọng là các giao thức liên kết dữ liệu khác nhau có thể cung cấp những dịch vụ khác nhau. Giao thức tầng liên kết dữ liệu không nhất thiết phải cung cấp dịch vụ truyền tin cậy. Vì vậy tầng mạng phải tính đến khả năng hoạt động trên nhiều kiểu dịch vụ liên kết dữ liệu khác nhau.

Để hiểu rõ quan hệ của tầng liên kết dữ liệu với tầng mạng như thế nào xét ví dụ sau. Giả sử một đại lý du lịch phải sắp xếp cho khách du lịch đi từ KS Hilton, Hà Nội đến Ngọ Môn, Huế. Đầu tiên khách du lịch sẽ đi xe buýt đến sân bay Nội Bài, bay bằng máy bay của Hàng không Việt Nam đến Huế và đi taxi từ sân bay Phú Bài, Huế đến Ngọ Môn. Sau khi đại lý du lịch lên hành đặt chỗ, thì chính công ty xe buýt chịu trách nhiệm đưa khách du lịch từ Hilton đến Nội Bài, Hàng không Việt Nam chịu trách nhiệm từ Nội Bài đến sân bay Phú Bài và hãng taxi từ sân bay Huế đến Ngọ Môn. Mỗi một trong ba chặng này được xem là một lần chuyển trực tiếp giữa các “nút” kế tiếp. Rõ ràng ba chặng đường sẽ được các công ty khác nhau phụ trách. Trong ví dụ trên có thể xem khách du lịch là datagram (gói tin của tầng mạng), chặng đường tương ứng với một đường truyền vật lý, phương tiện di lại trên chặng đường là giao thức cho đường truyền vật lý và đại lý du lịch chính là giao thức định tuyến ở tầng mạng.

Dịch vụ cơ bản của bất kỳ tầng liên kết dữ liệu nào là chuyển gói dữ liệu của tầng mạng giữa hai nút kế tiếp, song cụ thể dịch vụ này được thực hiện như thế nào lại phụ thuộc vào giao thức tầng liên kết dữ liệu sử dụng.

trên đường truyền đó. Nói chung giao thức tầng liên kết dữ liệu có thể cung cấp những dịch vụ sau:

Đóng gói dữ liệu (frame) và truy cập đường truyền (link access): Phần lớn các giao thức tầng liên kết dữ liệu đặt gói dữ liệu tầng mạng vào trong gói dữ liệu tầng liên kết dữ liệu (frame) trước khi truyền lên trên đường truyền. Frame gồm trường dữ liệu là gói dữ liệu của tầng mạng cùng với một số trường tiêu đề khác. Chú ý frame có thể có cả trường tiêu đề đầu và cuối (header và trailer). Giao thức tầng liên kết dữ liệu xác định khuôn dạng của frame cũng như giao thức truy cập kênh truyền (cách thức truyền). Với đường truyền kiểu point-to-point có một phía gửi và một phía nhận thì giao thức truy cập đường truyền khá đơn giản (gần như không tồn tại) - bên gửi có thể gửi frame bất cứ lúc nào đường truyền rồi. Trường hợp phức tạp hơn xảy ra khi nhiều nút cùng chia sẻ đường truyền duy nhất: đây là vấn đề đa truy cập. Giao thức đa truy cập được nghiên cứu trong phần 5.3. Chúng ta sẽ thấy các giao thức liên kết dữ liệu khác nhau sẽ có những khuôn dạng dữ liệu khác nhau (chú ý gói dữ liệu của tầng liên kết dữ liệu được gọi là frame). Trong phần 5.3, chúng ta sẽ thấy tiêu đề frame thường chứa trường địa chỉ vật lý của nút, (địa chỉ này khác địa chỉ IP).

Dịch vụ truyền tin cậy. Nếu cung cấp dịch vụ truyền tin cậy, giao thức tầng liên kết dữ liệu bảo đảm chuyển chính xác gói dữ liệu tầng mạng trên một đường truyền. Trong chương 3 chúng ta thấy rằng giao thức tầng giao vận (TCP) cũng cung cấp dịch vụ truyền tin cậy. Tương tự như trong tầng giao vận, truyền tin cậy ở tầng liên kết dữ liệu được thực hiện qua cơ chế báo nhận và truyền lại (xem phần 3.4). Dịch vụ truyền tin cậy ở tầng liên kết dữ liệu thường được sử dụng trên đường truyền có tần số lõi cao (ví dụ trên đường truyền không dây). Mục đích là sửa lỗi ngay trên đường truyền bị lỗi chứ không phải truyền lại dữ liệu từ thiết bị gửi tới thiết bị nhận bởi giao thức tầng giao vận hoặc tầng ứng dụng. Tuy nhiên tầng liên kết dữ liệu không cần cung cấp dịch vụ truyền tin cậy cho các đường truyền ít lỗi (ví dụ cáp quang). Vì vậy phần lớn các giao thức tầng liên kết dữ liệu phổ biến không cung cấp dịch vụ truyền tin cậy.

Kiểm soát lưu lượng. Khả năng lưu trữ tạm thời (buffer) các frame tại các nút trên mỗi phía của đường truyền không phải là vô hạn. Đây sẽ là

vấn đề khi tốc độ tới của các frame nhanh hơn tốc độ nút nhận có thể xử lý được. Nếu không kiểm soát lưu lượng, bộ đệm phía nhận có thể bị tràn và frame sẽ bị mất. Giống như tầng giao vận, tầng liên kết dữ liệu cung cấp cơ chế kiểm soát lưu lượng để ngăn chặn phía phát gửi quá khả năng nhận của phía thu.

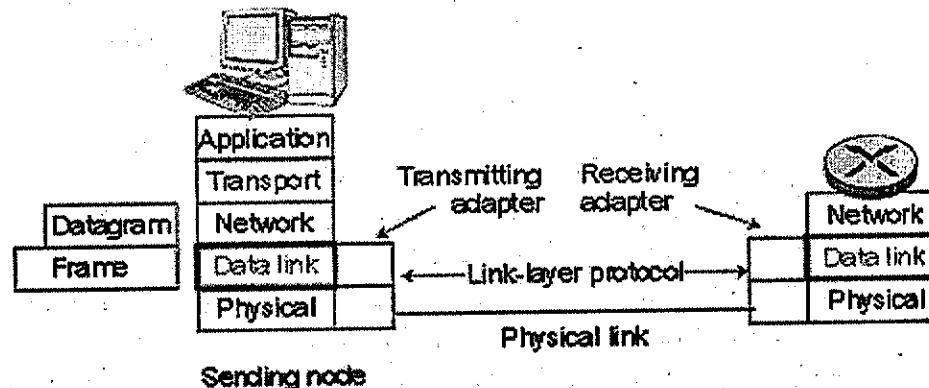
Phát hiện lỗi. Nút nhận có thể nhận bit 0 trong khi phía gửi gửi bit 1 hay ngược lại. Nguyên nhân bit bị lỗi có thể do tín hiệu bị suy hao hay nhiễu điện tử. Nhiều giao thức tầng liên kết dữ liệu cung cấp cơ chế phát hiện lỗi. Điều này được thực hiện bằng cách phía gửi sẽ thiết lập một số bit phát hiện lỗi trong frame và phía nhận thực hiện việc kiểm tra lỗi. Dịch vụ phát hiện lỗi rất phổ biến trong nhiều giao thức tầng liên kết dữ liệu. Trong chương 3 và chương 4 chúng ta thấy tầng giao vận và tầng mạng trên Internet cũng có khả năng phát hiện lỗi. Tuy nhiên phát hiện lỗi trong tầng liên kết dữ liệu phức tạp hơn rất nhiều và do vậy thường được triển khai bằng phần cứng.

Sửa lỗi. Sửa lỗi cũng tương tự phát hiện lỗi. Tuy nhiên không chỉ phát hiện được lỗi có khả năng mà phía nhận còn có khả năng xác định chính xác vị trí lỗi xuất hiện trong frame (và do đó có thể sửa được những lỗi này). Phát hiện và sửa lỗi được nghiên cứu trong phần 5.2.

Bán song công và song công (Half duplex, full duplex). Trong chế độ truyền song công, hai phía của đường truyền có thể đồng thời truyền dữ liệu. Trong chế độ truyền bán song công, tại một thời điểm thiết bị không thể cùng truyền và nhận.

Như nói trên, nhiều dịch vụ của tầng liên kết dữ liệu giống dịch vụ của tầng giao vận, chẳng hạn cả hai tầng đều có dịch vụ truyền tin cậy. Mặc dù cơ chế thực hiện dịch vụ truyền tin cậy ở cả hai tầng giống nhau (xem phần 3.4), nhưng hai dịch vụ truyền tin cậy này không giống nhau. Giao thức tầng giao vận cung cấp dịch vụ truyền tin cậy giữa hai tiến trình trên cơ sở đầu cuối (end-to-end). Giao thức tầng liên kết dữ liệu cung cấp dịch vụ truyền tin cậy giữa hai nút có một đường truyền vật lý trực tiếp. Tương tự như dịch vụ kiểm soát lưu lượng và phát hiện lỗi.

5.1.2 Bộ điều hợp (Adapter)

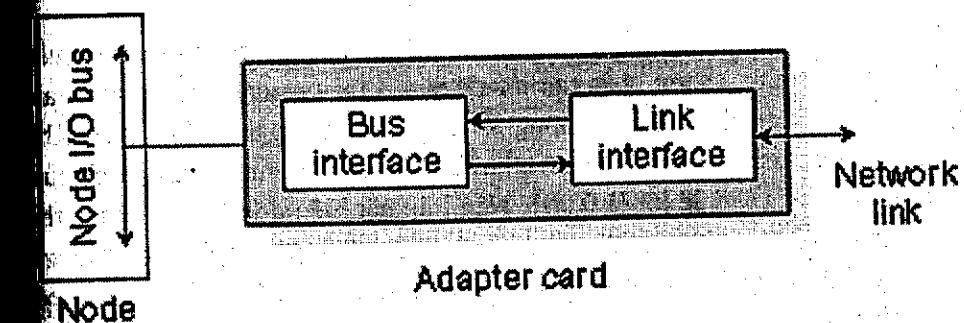


Hình 5.2 Tầng liên kết dữ liệu được triển khai tại adapter

Với phần lớn đường truyền, giao thức tầng liên kết dữ liệu được triển khai trên adapter. Adapter là bo mạch (hoặc card PCMCIA) có RAM, chip DSP, giao diện ghép nối (interface) với bus máy tính và giao diện ghép nối với đường truyền. Adapter cũng thường được coi là card giao tiếp mạng hay gọi tắt là card mạng (NIC - Network Interface Card). Như minh họa trên Hình 5.2, tầng mạng trên nút gửi (máy tính hoặc router) chuyển gói dữ liệu tầng mạng (datagram) xuống adapter để gửi sang phía bên kia đường truyền. Adapter đặt datagram trong frame, sau đó truyền frame qua đường truyền. Adapter phía bên kia (phía nhận) nhận frame, lấy và chuyển datagram lên tầng mạng. Nếu giao thức tầng liên kết dữ liệu cung cấp dịch vụ phát hiện lỗi thì adapter gửi thêm một số bit phát hiện lỗi và adapter nhận thực hiện việc kiểm tra lỗi. Nếu giao thức tầng liên kết dữ liệu cung cấp dịch vụ truyền tin cáp thì những kỹ thuật cho dịch vụ truyền tin cáp (ví dụ số thứ tự, bộ định thời, biên nhận) được cài đặt ngay trên adapter. Nếu giao thức tầng liên kết dữ liệu cung cấp dịch vụ truy cập ngẫu nhiên (phần 5.3) thì giao thức này cũng được triển khai trên adapter.

Adapter là đơn vị bán tự trị. Ví dụ, adapter có thể nhận frame, xác định liệu frame có bị lỗi không và nếu có thì loại bỏ frame mà không thông

báo cho thiết bị. Khi nhận được frame đến từ môi trường vật lý (chẳng hạn ard mạng), adapter chỉ thông báo cho thiết bị (chính xác là CPU của thiết bị) khi adapter muốn chuyển gói dữ liệu datagram trong frame tới tầng mạng của thiết bị. Việc này sẽ được thực hiện thông qua ngắt phần cứng (interrupt). Tương tự, khi nút gửi gói dữ liệu đến adapter, có thể coi adapter có uỷ quyền để chuyển gói dữ liệu sang nút kế tiếp. Mặt khác, adapter không là đơn vị tự trị hoàn toàn. Mặc dù chúng ta coi adapter là "hộp đen" như minh họa trên Hình 5.3, adapter vẫn nằm trong máy tính, dùng chung nguồn điện và bus - do đó vẫn nằm dưới sự điều khiển của máy tính.



Hình 5.3 Kiến trúc Adapter

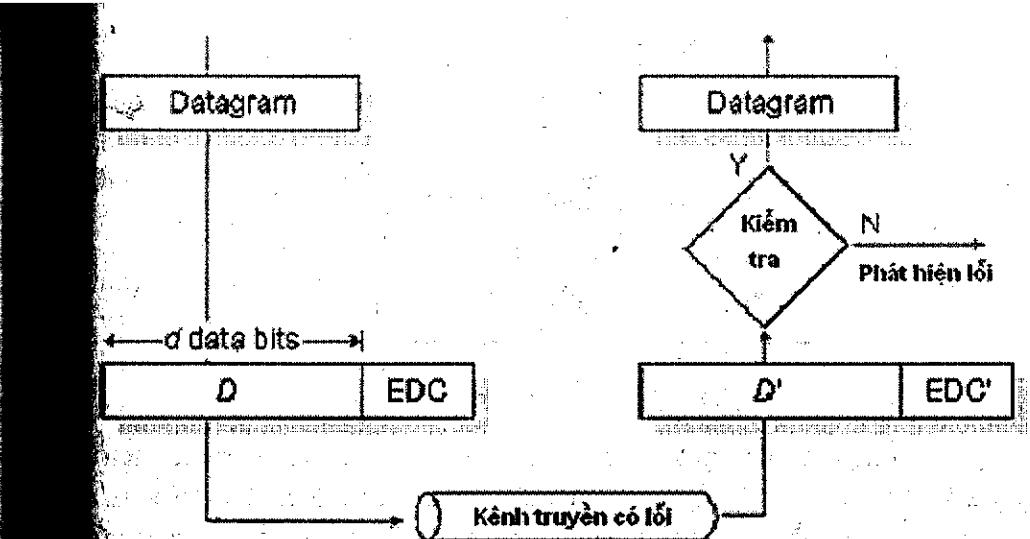
Thành phần chính của adapter là giao diện ghép nối bus và giao diện ghép nối đường truyền. Giao diện bus chịu trách nhiệm truyền thông với nút chứa adapter (chính xác hơn là với CPU). Nó truyền dữ liệu cùng thông tin điều khiển giữa nút và card mạng. Giao diện đường truyền (link interface) có trách nhiệm triển khai giao thức tầng liên kết dữ liệu. Bên cạnh chức năng đóng gói (framing) và bóc tách (de-framing) gói dữ liệu, card mạng có thể cung cấp dịch vụ phát hiện lỗi, truy cập ngẫu nhiên và các chức năng khác của tầng liên kết dữ liệu. Nó chứa các mạch truyền và nhận (circuitry). Với những công nghệ phổ biến ở tầng liên kết dữ liệu – ví dụ như Ethernet, giao diện đường truyền được triển khai trên các chip. Chip được sản xuất đại trà và bán rộng rãi, do đó, adapter Ethernet rẻ - thường không quá 10 USD.

5.2 KỸ THUẬT PHÁT HIỆN VÀ SỬA LỖI

Các đường điện thoại bình thường (truyền tín hiệu tương tự trên đường dây đồng) có tỷ lệ lỗi tương đối cao. Việc thay thế hệ thống này rất khó thực thi vì quá tốn kém. Bên cạnh đó mạng không dây có tỷ lệ lỗi cao hơn rất nhiều so với mạng có dây. Do vậy nếu cơ sở truyền thông của chúng ta vẫn dựa trên mạng điện thoại bình thường cũng như việc mạng không dây ngày càng phổ biến thì các nhà nghiên cứu vẫn phải nghiên cứu các phương thức để xử lý lỗi trên đường truyền.

Về đặc điểm xuất hiện lỗi, người ta thấy rằng lỗi có xu hướng xuất hiện theo cụm chứ không phải các lỗi riêng lẻ. Tại sao đặc điểm này quan trọng khi tìm giải pháp phòng chống lỗi? Chúng ta xét thử ví dụ sau. Khi truyền, dữ liệu thường được gửi theo khối. Giả sử kích thước trung bình của khối là 1000 bit và tỷ lệ lỗi là 0.001. Nếu lỗi xuất hiện độc lập với nhau thì trung bình mỗi khối đều có lỗi. Nhưng nếu lỗi xuất hiện thành cụm 100 bit thì trung bình trong 100 khối sẽ có từ 1 đến 2 khối bị lỗi. Nói chung lỗi theo cụm khó sửa hơn lỗi riêng lẻ.

Một trong các dịch vụ mà tầng liên kết dữ liệu cung cấp là **phát hiện (detection) và sửa (correct) lỗi** ở mức bit – cho phép phát hiện và trong một số trường hợp có thể sửa các bit bị lỗi trong frame của tầng liên kết dữ liệu gửi giữa hai nút kế tiếp. Trong chương 3 chúng ta đã thấy dịch vụ phát hiện lỗi cũng được triển khai ở tầng giao vận. Trong phần này, chúng ta sẽ nghiên cứu một vài kỹ thuật đơn giản nhất trong việc phát hiện và sửa lỗi bit. Ở đây chúng ta chỉ trình bày hết sức sơ lược với mục tiêu giúp độc giả hình dung ra một vài kỹ thuật được áp dụng trong một số giao thức tầng liên kết dữ liệu thông dụng. Hình 5.4 minh họa ý tưởng của việc triển khai dịch vụ phát hiện lỗi. Tại nút gửi, dữ liệu D được sử dụng để xác định các bit phát hiện và sửa lỗi EDC. Dữ liệu cần bảo vệ không chỉ gồm gói dữ liệu datagram tầng mạng chuyển xuống mà còn các trường khác trong tiêu đề frame như trường địa chỉ, trường số thứ tự... Cả D và EDC cùng được gửi đến nút nhận trong cùng một frame. Bên kia sẽ nhận được chuỗi bit là D' và EDC'. Chú ý rằng, D' và EDC' có thể không giống D và EDC vì trên kênh truyền có thể có lỗi.

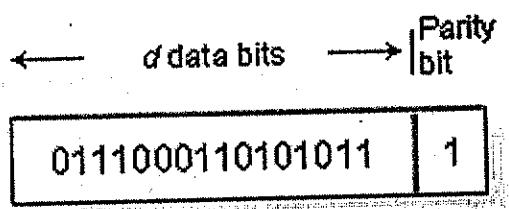


Hình 5.4 Kiểm tra và phát hiện lỗi

Phía nhận phải xác định liệu D' có chính là D được phía kia gửi hay không trong trường hợp nhận được cả D' và EDC'. Tại phía nhận, kết quả kiểm tra frame có lỗi không rất quan trọng (xem Hình 5.4). Chú ý rằng ở đây chúng ta xác định có **phát hiện được lỗi** không chứ không phải là **có lỗi hay không**). Kỹ thuật phát hiện và sửa lỗi không phải luôn luôn cho phép phía nhận xác định được có lỗi hay không: sẽ có những trường hợp sử dụng bit phát hiện lỗi nhưng không có khả năng phát hiện khi xuất hiện lỗi, nghĩa là phía nhận sẽ không biết rằng thông tin nhận được bị lỗi. Hậu quả là phía nhận có thể chuyển gói dữ liệu bị lỗi lên tầng mạng, hoặc không biết rằng nội dung của một vài trường nào đó trong tiêu đề frame bị lỗi. Vì thế chúng ta mong muốn lựa chọn phương pháp có xác suất không phát hiện được lỗi nhỏ nhất có thể. Nói chung, các kỹ thuật phát hiện và sửa lỗi tinh vi (xác suất không phát hiện được lỗi khi có lỗi rất nhỏ) thường đòi hỏi nhiều thời gian tính toán (xác định EDC từ D), số lượng bit dư thừa lớn (EDC lớn) và tại phía nhận việc kiểm tra mất nhiều thời gian.

Bây giờ chúng ta sẽ xem xét một số kỹ thuật phát hiện lỗi đơn giản: bit chẵn lẻ (để minh họa ý tưởng của công việc); tính tổng (checksum) - được sử dụng ở tầng giao vận và bit dư thừa vòng - được sử dụng ở tầng liên kết dữ liệu. Kế tiếp chúng ta sẽ trình bày về mã Hamming, một phương pháp đơn giản nhưng có khả năng sửa được lỗi.

5.2.1 Kiểm tra tính chẵn lẻ



Hình 5.5 Kiểm tra tính chẵn lẻ.

Phương pháp đơn giản nhất để phát hiện lỗi là sử dụng một bit chẵn lẻ (parity bit). Giả sử thông tin D được gửi trong Hình 5.5 có d bit. Nếu sử dụng bit chẵn lẻ chẵn, bên gửi bổ sung một bit và giá trị bit này được chọn sao cho tổng số số bit 1 trong $d+1$ bit (d bit thông tin gốc D và một bit chẵn lẻ) là chẵn. Với bit chẵn lẻ lẻ, giá trị bit chẵn lẻ được chọn sao cho tổng số số bit 1 là một số lẻ. Hình 5.5 minh họa ví dụ bit chẵn lẻ chẵn, và bit chẵn lẻ (EDC) được đặt trong một trường khác với trường dữ liệu.

		Row parity					
				$d_{1,1}$	\dots	$d_{1,j}$	$d_{1,j+1}$
				$d_{2,1}$	\dots	$d_{2,j}$	$d_{2,j+1}$
				\vdots	\ddots	\vdots	\vdots
		$d_{i,1}$	\dots	$d_{i,j}$	$d_{i,j+1}$		
		$d_{i+1,1}$	\dots	$d_{i+1,j}$	$d_{i+1,j+1}$		
Column parity							

101011	$1\Phi1011$	
111100	101100	Parity error
011101	01101	
\hline	001010	
<i>No errors</i>		
<i>Parity error</i>		
<i>Correctable single-bit error</i>		

Hình 5.6 Kiểm tra chẵn lẻ hai chiều

Việc kiểm tra tại phía nhận cũng tương đối đơn giản. Phía nhận chỉ cần đếm số bit 1 trong $d+1$ bit nhận được. Nếu tổng số đếm được là một số lẻ trong khi sử dụng số chẵn lẻ chẵn thì phía nhận biết rằng ít nhất đã xuất hiện một bit bị lỗi. Chính xác hơn, tổng số các bit bị lỗi là một số lẻ.

Điều gì sẽ xảy nếu số bit bị lỗi là một số chẵn? Trong trường hợp này rõ ràng bên nhận không phát hiện được lỗi. Nếu xác suất bit bị lỗi thấp và giả định các bit bị lỗi xuất hiện độc lập với nhau thì khả năng một gói dữ liệu có nhiều bit bị lỗi sẽ cực kỳ thấp. Trong trường hợp này, có thể chỉ cần sử dụng một bit chẵn lẻ. Tuy nhiên, các thực nghiệm đã chỉ ra rằng lỗi không xuất hiện độc lập mà thường theo từng “cụm” (burst). Khi đó xác suất lỗi không bị phát hiện trong frame sử dụng một bit chẵn lẻ là 50%. Rõ ràng cần phải có phương pháp khác mạnh hơn. Nhưng trước khi nghiên cứu các phương pháp phát hiện lỗi được sử dụng trong thực tế, chúng ta hãy xét một phương pháp khác dựa trên bit chẵn lẻ có khả năng sửa được lỗi.

Hình 5.6 minh họa việc cải tiến phương pháp bit chẵn lẻ thông qua mảng hai chiều. Ở đây d bit trong D được sắp xếp vào bảng i dòng và j cột. Sau đó bên gửi xác định giá trị bit chẵn lẻ cho tất cả các dòng và cột. $(i+j+1)$ bit chẵn lẻ được tạo ra này sẽ là các bit phát hiện và sửa lỗi của frame.

Bây giờ, giả sử rằng trên đường truyền có một bit duy nhất trong d bit thông tin gốc bị lỗi. Với phương pháp chẵn lẻ hai chiều, sẽ xuất hiện mâu thuẫn trong cả hàng và cột chứa bit bị lỗi. Khi đó phía nhận không những chỉ phát hiện có lỗi mà còn có thể xác định được vị trí bit bị lỗi (và do đó sửa được) thông qua chỉ số hàng và cột của bit đó.

Hình 5.6 chỉ ra ví dụ, bit có giá trị 1 tại vị trí $(1,1)$ bị lỗi và bị chuyển thành 0. Lỗi mà sẽ được phía nhận phát hiện và sửa lại. Mặc dù, ở đây chúng ta chỉ quan tâm đến d bit thông tin, nhưng một bit lỗi trong các bit chẵn lẻ kiểm tra cũng sẽ bị phát hiện. Phương pháp này cũng có thể phát hiện được (nhưng không sửa được) khi có 2 bit bị lỗi trong gói dữ liệu.

Khả năng phía nhận vừa phát hiện vừa sửa được lỗi được gọi là FEC (Forward Error Correction). Những kĩ thuật này thường được sử dụng phổ biến trong các thiết bị lưu trữ âm thanh như đĩa CD nhạc. Trong môi trường mạng, kĩ thuật FEC có thể được sử dụng một mình, hoặc cùng với kĩ thuật

ARQ đã được nghiên cứu trong chương 3. Ưu điểm của kỹ thuật FEC là cho phép phía gửi không phải truyền lại (do phía nhận sửa được các thông tin bị lỗi). Có lẽ quan trọng hơn là phía nhận sửa được lỗi ngay khi nhận được. Điều này tránh thời gian đợi khi phía gửi phải truyền lại gói dữ liệu. Ưu điểm này được áp dụng trong các ứng dụng thời gian thực.

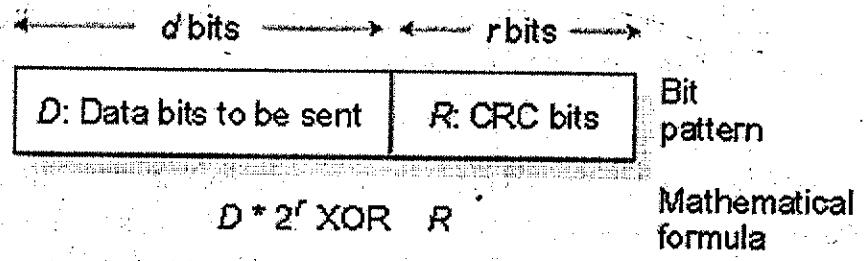
5.2.2 Phương pháp tính tổng kiểm tra (checksum)

Trong kỹ thuật checksum, d bit dữ liệu trong Hình 5.4 được xem là dãy liên tiếp các số nguyên có độ dài k bit. Trong kỹ thuật checksum đơn giản, người ta tính tổng tất cả các số nguyên k bit này và sử dụng kết quả tính được làm các bit phát hiện lỗi. Phương pháp Internet checksum dựa trên hướng tiếp cận này - luồng dữ liệu được coi dãy liên tiếp các số nguyên 16 bit và Internet checksum là giá trị bù một của tổng các số nguyên 16 bit. Như đã trình bày trong phần 3.3.2, phía nhận tính lại checksum trên dữ liệu nhận được và kiểm tra xem nó có trùng với checksum trong gói dữ liệu nhận được hay không. RFC 1071 nêu chi tiết thuật toán Internet checksum cũng như phương thức triển khai. Trong giao thức TCP/IP, Internet checksum được tính toán trên tất cả các trường (kể cả trường tiêu đề và dữ liệu). Trong những giao thức khác, ví dụ như XTP [Strayer 1992], có cả checksum cho các trường tiêu đề và checksum cho toàn bộ gói dữ liệu.

McAuley [McAuley 1994] và Feldmeier [Feldmeier 1995] mô tả cách triển khai bằng phần mềm việc tính toán checksum.

5.2.3 Kiểm tra dư thừa vòng (CRC)

Kỹ thuật phát hiện lỗi được sử dụng rộng rãi trên mạng máy tính ngày nay dựa trên mã CRC. Mã CRC còn được gọi là mã đa thức vì có thể xem dãy các bit được gửi như một đa thức với hệ số nhân nhận giá trị 0 hoặc 1 và thao tác trên dãy bit này giống như thực hiện phép toán trên đa thức.



Hình 5.7 Mã dư thừa vòng

Mã CRC hoạt động như sau. Giả sử phía gửi muốn gửi d bit dữ liệu. Đầu tiên hai bên phải thống nhất trước đa thức sinh (generator) ký hiệu là G có $(r+1)$ bit. Bit có trọng số cao nhất của G phải nhận giá trị 1. Ý tưởng chính của mã CRC được minh họa trên Hình 5.7. Căn cứ vào dữ liệu nguyên thủy D , bên gửi sẽ xác định dữ liệu dư thừa R gồm r bit. Sau đó ghép R với D thu được $(d+r)$ bit. R được chọn sao cho đa thức ứng với $(d+r)$ bit này chia hết cho G . Phép chia ở đây được thực hiện theo module 2. Phía nhận thực hiện quá trình kiểm tra lỗi CRC khá đơn giản: chia $d+r$ bit nhận được cho G . Nếu phần dư khác 0 thì phía nhận xác định xuất hiện lỗi, nếu không dữ liệu được chấp nhận là đúng.

Tất cả các tính toán trên CRC được thực hiện theo module 2 nhưng không nhớ trong phép cộng và không mượn trong phép trừ. Điều này có nghĩa là phép cộng giống phép trừ và cả hai tương đương với việc thực hiện phép XOR trên các toán hạng. Ví dụ:

$$1011 \text{ XOR } 0101 = 1110$$

$$1001 \text{ XOR } 1101 = 0100$$

Tương tự, chúng ta cũng có:

$$1011 - 0101 = 1110$$

$$1001 - 1101 = 0100$$

Phép nhân và phép chia cũng giống như thuật toán trên cơ sở 2 nhưng các phép cộng và trừ đều không nhớ. Giống như khi thao tác trên các số nhị phân, phép nhân với 2^k là dịch sang trái k vị trí. Do vậy với D và R , kết quả $D * 2^r$ XOR R là $d+r$ bit minh họa trên Hình 5.7. Chúng ta sẽ sử dụng các đặc điểm đại số của mẫu $d+r$ bit này trong phần trình bày dưới đây.

Vấn đề quan trọng là làm sao bên gửi xác định được R. Chúng ta muốn xác định R sao cho tồn tại n thỏa mãn:

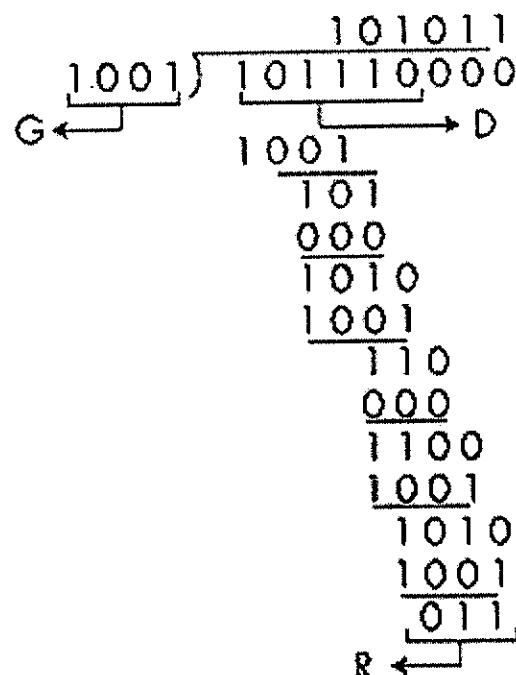
$$D * 2^r \text{ XOR } R = nG$$

Nghĩa là, chúng ta muốn chọn R sao cho G chia cho $D * 2^r$ XOR R không có số dư. Nếu chúng ta thực hiện phép XOR R (là phép cộng theo module 2 không nhớ) cả hai vế của phương trình trên, chúng ta nhận được:

$$D * 2^r = nG \text{ XOR } R$$

Đẳng thức này cho chúng ta biết nếu chúng ta chia $D * 2^r$ cho G, giá trị phần dư chính là R. Nói cách khác, có thể xác định R như sau:

$$R = \text{số dư } D * 2^r / G$$



Hình 5.8 Ví dụ tính toán CRC

Hình 5.8 minh họa kết quả tính toán cho trường hợp $D=101110$, $d=6$, $G=1001$, $r=3$. Chín bit được truyền trong trường hợp này là 101110 011.

Các chuẩn quốc tế định nghĩa các đa thức sinh (G) 8, 12, 16, 32 bit. CRC 8 bit được sử dụng trong 5 byte tiêu đề của tế bào ATM. CRC-32 trong nhiều giao thức sử dụng đa thức sinh sau:

$$G_{\text{CRC-32}} = 100000100110000010001110110110111$$

Các chuẩn CRC có thể phát hiện lỗi cụm với độ lớn nhỏ hơn $r+1$ bit hay số các bit bị lỗi là một số lẻ. Hơn nữa với một số giả định nào đó, lỗi cụm lớn hơn $r+1$ bit có thể được phát hiện với xác suất $1-0.5^r$. Lí thuyết mã CRC và thậm chí những mã có tính năng mạnh hơn vượt quá phạm vi của cuốn sách này.

5.2.4 Sửa lỗi bằng mã Hamming

Với môi trường truyền có tỷ lệ lỗi thấp, thì phát hiện được lỗi và sau đó yêu cầu truyền lại sẽ đem lại hiệu quả cao hơn. Để hiểu nguyên nhân điều này, chúng ta xét ví dụ sau. Giả sử trên môi trường truyền các lỗi xuất hiện riêng lẻ và tỷ lệ lỗi là 10^{-6} bit. Để sửa được lỗi cho các khối dữ liệu 1000 bit, chúng ta phải cung cấp thêm 10 bit kiểm tra. Như vậy tổng số lượng bit dư thừa là 10000 bit. Còn nếu chỉ để phát hiện khối có lỗi hay không, trong mỗi khối chỉ cần thêm 1 bit chẵn lẻ, và khi phát hiện được lỗi thì phía nhận yêu cầu bên kia gửi lại (gửi thêm 1 khối 1001 bit), nên tổng lượng bit dư thừa chỉ là 2001 - nhỏ hơn rất nhiều so với 10000. Do đó trong môi trường kiểu này, phát hiện lỗi và yêu cầu truyền lại hiệu quả hơn là trực tiếp sửa được lỗi.

Các phương pháp sửa lỗi được sử dụng chủ yếu trên kênh truyền không dây – là môi trường có tỷ lệ lỗi rất cao so với môi trường cáp đồng trục hay cáp quang.

Gửi lặp

Gửi lặp mỗi bit nhiều lần cũng là một cách thức để khắc phục lỗi. Giả sử với cách gửi lặp 3 lần, để gửi đi bit 1, phía gửi sẽ gửi đi "111". Nếu nhận được 3 bit không hoàn toàn giống nhau thì chắc chắn có lỗi. Nếu kênh truyền có độ tin cậy rất cao có thể đảm bảo tối đa 1 bit lỗi trong bộ ba mã hóa, thì khi nhận được bộ "001", "010" hay "100" ta có thể xem chúng ứng

với bit 0; trong khi các bộ ba “110”, “101” và “011” ứng với bit 1. Phương pháp mã hóa kiểu như trên cho phép phía nhận có thể khôi phục lại thông tin đúng, cho dù trên kênh truyền xảy ra lỗi – đây là khả năng sửa lỗi.

Tuy nhiên hiệu suất của phương pháp gửi lặp rất thấp do làm giảm băng thông đường truyền đi ba lần. Nếu số lần gửi lặp tăng (để có thể phát hiện và sửa được nhiều lỗi hơn) thì hiệu suất cũng giảm theo.

Mã Hamming

Nếu có nhiều bit sửa lỗi được đặt trong thông điệp và bố trí các bit này một cách hợp lý sao cho các vị trí bit lỗi khác nhau tạo ra những kết quả khác nhau thì chúng ta hoàn toàn xác định được các bit bị lỗi nằm ở đâu. Trong một thông điệp 7 bit, có thể có 7 vị trí có lỗi, do đó chỉ cần 3 bit để xác định thông điệp có lỗi hay không và nếu có thì vị trí của lỗi.

Hamming đã nghiên cứu các phương pháp mã hóa trước đó để tìm hiểu một khái niệm tổng quát. Ông bắt đầu với việc tính toán số bit dữ liệu và số bit dư thừa trong một thông điệp. Chẳng hạn với phương pháp bit chẵn lẻ, thông điệp là một ký tự ASCII 7 bit sẽ được mô tả là mã có dạng (8,7) nghĩa là trong 8 bit có 7 bit dữ liệu thực sự. Ví dụ trong phương pháp mã lặp nêu trên thì mã có dạng (3,1).

Hamming cũng chú ý đến vấn đề có nhiều bit bị lỗi, và đưa ra định nghĩa “khoảng cách” – sau này được gọi là khoảng cách Hamming để định nghĩa sự khác biệt giữa hai từ khóa. Mã chẵn lẻ có khoảng cách là 2 vì không thể phát hiện được 2 lỗi. Mã lặp (3,1) có khoảng cách là 3 vì nếu lỗi ở cả 3 bit thì kết quả là một từ mã hợp lệ khác ($000 \rightarrow 111$ hay $111 \rightarrow 000$). Mã lặp (4,1) (mỗi bit được lặp 4 lần) có khoảng cách là 4, do đó hoàn toàn có thể phát hiện được tình huống có 2 bit trong từ bị lỗi.

Hamming quan tâm đến hai vấn đề: làm thế nào để tăng khoảng cách cho phương pháp mã nhưng giữ được lượng bit dư thừa thấp nhất có thể. Trong những năm 1940, ông đã đưa ra nhiều phương pháp khác nhau cải tiến các hệ mã hiện thời với ý tưởng chính là xen kẽ các bit chẵn lẻ sao cho chúng không chỉ kiểm soát dữ liệu mà còn kiểm soát lẫn nhau.

Ở đây chúng ta sẽ xét mã hóa Hamming (7,4) được đưa ra vào năm 1950. Cứ mỗi cụm 4 bit (D) trong thông điệp sẽ chèn thêm 3 bit kiểm tra chẵn lẻ (P). Phương pháp này sẽ sửa được bất kỳ lỗi 1 bit nào và có thể phát hiện tất cả lỗi 2 bit.

Giá trị mỗi bit kiểm tra phụ thuộc vào giá trị một số bit trong từ mã và chính vị trí của bit kiểm tra sẽ xác định nó phụ thuộc vào những bit nào.

Hình 5.9 minh họa cách xác định vị trí của bit kiểm tra và thuật toán tính những bit kiểm tra này.

Tất cả các bit ở vị trí là lũy thừa của 2 đều là bit kiểm tra (các bit ở vị trí 1,2,4,8..)

Tất cả các bit ở vị trí còn lại là dữ liệu thực sự cần gửi đi (các vị trí 3,5,6,7,9...)

Vị trí 1: Bỏ qua 1 bit, kiểm tra 1 bit, bỏ qua 1 bit, kiểm tra 1 bit

Vị trí 2: Kiểm tra 1 bit, bỏ qua 2 bit, kiểm tra 2 bit, bỏ qua 2 bit, kiểm tra 2 bit

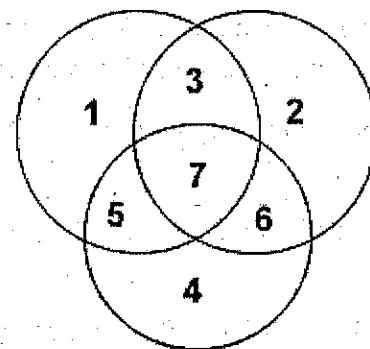
Vị trí 4: Kiểm tra 3 bit, bỏ qua 4 bit, kiểm tra 4 bit, bỏ qua 4 bit, kiểm tra 4 bit

Vị trí 8: Kiểm tra 7 bit, bỏ qua 8 bit, kiểm tra 8 bit, bỏ qua 8 bit, kiểm tra 8 bit

7	6	5	4	3	2	1	
D	D	D	P	D	P	P	Từ mã 7 bit
D	-	D	-	D	-	P	Bit kiểm tra
D	D	-	-	D	P	-	Bit kiểm tra
D	D	D	P	-	-	-	Bit kiểm tra

Hình 5.9 Vị trí các bit kiểm tra và những bit nó kiểm soát

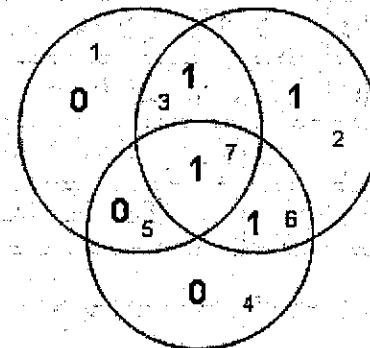
Chúng ta sẽ giải thích tại sao đặt bit kiểm tra vào các vị trí đó? Xét Hình 5.10, chúng ta thấy 3 bit kiểm tra (1,2,4) có liên quan đến các bit (3,5,6,7). Trong sơ đồ ven này, mỗi vòng tròn có một bit kiểm tra và 3 bit dữ liệu và tổng của 4 bit trong mỗi vòng tròn phải bằng 0. Với 4 bit dữ liệu, chúng ta có thể dễ dàng lựa chọn 3 bit kiểm tra thỏa mãn điều kiện này.



Hình 5.10 Quan hệ giữa bit kiểm tra và các bit dữ liệu

Có thể chứng minh sự thay đổi của 1 trong 7 bit (1-7) sẽ làm thay đổi 3 bit kiểm tra một cách duy nhất. Ví dụ nếu bit 7 thay đổi thì cả 3 bit kiểm tra cũng thay đổi, nhưng nếu bit 6 thay đổi thì chỉ bit 2 và 4 mới thay đổi. Và nếu chính bit kiểm tra thay đổi thì chỉ có duy nhất bit này bị thay đổi, các bit còn lại không bị ảnh hưởng gì. Như vậy có thể dễ dàng xác định trực tiếp vị trí bit bị lỗi bằng cách kiểm tra ba vòng tròn.

Sự ảnh hưởng của lỗi duy nhất đến 3 bit kiểm tra phụ thuộc vào vị trí bit lỗi.



Hình 5.11 Cách xác định lỗi dựa vào sơ đồ ven

Giả sử bên gửi gửi chuỗi (1 1 0 0 1 1 0) và trên đường truyền, bit 5 bị lỗi (0 sang 1). Ở phía bên nhận, lỗi ở vị trí trên (bit 5) có thể được sửa bằng cách kiểm tra xem những bit kiểm tra nào bị tác động bởi bit lỗi.

Hình 5.12 minh họa điều này.

7	6	5	4	3	2	1			
1	1	1	0	1	1	0	Từ mã 7 bit		
1	-	1	-	1	-	0	Tổng chẵn	Sai !	1
1	1	-	-	1	1	-	Tổng chẵn	Đúng !	0
1	1	1	0	-	-	-	Tổng chẵn	Sai !	1

Hình 5.12 Cách xác định vị trí bit bị lỗi

Như vậy bit lỗi là 101 bằng 5. Qua ví dụ này, ta thấy bất kỳ lỗi nào cũng có thể được sửa bằng cách tương tự.

Mã Hamming tạo ra đúng 16 từ mã hợp lệ trong 128 từ có độ dài 7 bit có thể. 16 từ mã hợp lệ này được sắp xếp sao cho khoảng cách tối thiểu giữa 2 từ bất kỳ là 3 (Hình 5.13)

	7	6	5	4	3	2	1		
0	0	0	0	0	0	0	8		1001011
1	0	0	0	1	1	1	9		1001100
2	0	0	1	1	0	0	A		1010010
3	0	0	1	1	1	0	B		1010101
4	0	1	0	1	0	1	C		1100001
5	0	1	0	1	1	0	D		1100110
6	0	1	1	0	0	1	E		1111000
7	0	1	1	0	1	0	F		1111111

Hình 5.13 Các từ mã Hamming hợp lệ

5.3. GIAO THỨC ĐA TRUY CẬP VÀ MẠNG CỤC BỘ

Trong phần mở đầu của chương, chúng ta đã thấy rằng có hai kiểu kết nối mạng: kiểu truyền điểm nối điểm (point-to-point) và kiểu truyền

quảng bá (broadcast). Trên đường truyền điểm nối điểm có duy nhất một bên gửi và một bên nhận. Nhiều giao thức tầng liên kết dữ liệu được thiết kế cho đường truyền điểm nối điểm như PPP (Point-to-Point Protocol) và HDLC. Kiểu truyền thứ hai - kiểu quảng bá cho phép có nhiều nút gửi và nút nhận cùng kết nối đến kênh truyền dùng chung duy nhất. Khi bất kỳ nút nào đó truyền đi một frame, kênh truyền sẽ quảng bá frame này và tất cả các nút khác đều nhận được bản sao của frame. Ethernet - công nghệ quảng bá được sử dụng rộng rãi nhất - sẽ được nghiên cứu chi tiết trong phần 5.5. Trong phần này, chúng ta sẽ nghiên cứu một trong những vấn đề quan trọng nhất của tầng liên kết dữ liệu: làm thế nào để điều phối việc truy cập vào kênh truyền chung của nhiều nút - vấn đề đa truy cập (multiple access problem). Kênh truyền quảng bá thường được sử dụng trên mạng cục bộ - là mạng giới hạn trong một khu vực địa lý.

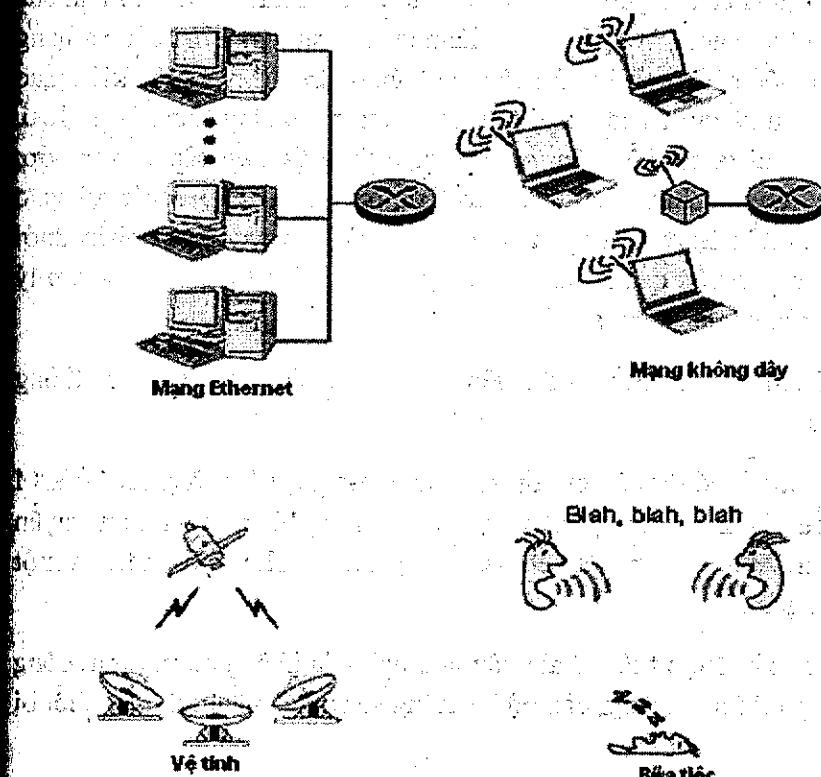
Chúng ta đã quá quen thuộc với công nghệ quảng bá trong hệ thống phát thanh truyền hình. Nhưng hệ thống này chỉ phát quảng bá một chiều (nghĩa là một nút cố định – là antenna – truyền dữ liệu đến nhiều nút nhận), trong khi các nút trên kênh truyền quảng bá trong mạng máy tính có thể vừa gửi vừa nhận. Có thể xét ví dụ tương tự trong một bữa tiệc, mọi người cùng nhau tụ họp trong một đại sảnh (không khí cung cấp môi trường quảng bá) để nói chuyện với nhau. Ví dụ thứ hai là lớp học - nơi giáo viên và sinh viên cùng nhau chia sẻ môi trường quảng bá duy nhất. Vấn đề chính trong cả hai trường hợp này là việc quyết định ai sẽ là người được nói (nghĩa là được truyền trên kênh truyền). Với con người, chúng ta đã có những quy tắc giao tiếp theo phép lịch sự để chia sẻ kênh truyền chung:

- “Mỗi người đều có cơ hội nói”
- “Im lặng cho đến khi bạn được quyền nói”
- “Không được quyền nói suốt”
- “Giơ tay yêu cầu nếu muốn nói”
- “Đừng ngắt lời ai đó đang nói”
- “Đừng ngủ khi ai đó đang nói”

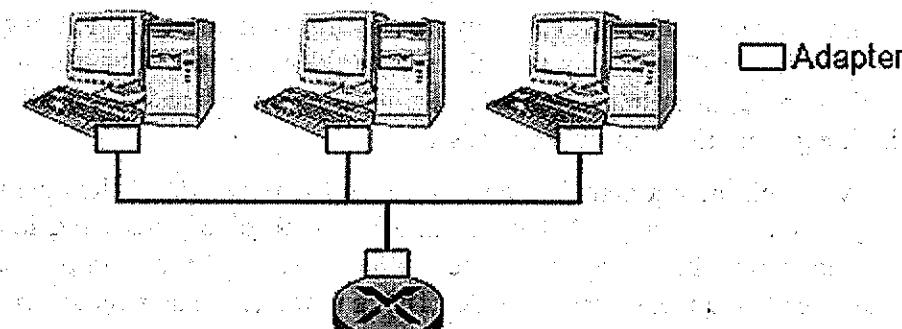
Tương tự như vậy, mạng máy tính cũng có những giao thức - gọi là giao thức đa truy cập (multiple access protocol) – cho phép các nút điều chỉnh việc truyền thông của mình trên kênh truyền quảng bá dùng chung. Như minh họa trên Hình 5.14, giao thức đa truy cập rất cần thiết trong nhiều kiểu môi trường mạng: mạng không dây, mạng có dây và mạng vệ tinh.

Hình 5.15 là ví dụ một kênh truyền quảng bá chia sẻ kênh truyền dùng chung. Mặc dù mỗi máy tính truy cập kênh truyền qua adapter, trong phần này chúng ta sẽ xem máy tính như một nút đóng vai trò vừa nhận lẫn trả. Trên thực tế, hàng trăm hoặc thậm chí hàng nghìn nút có thể trực tiếp truyền thông trên một kênh truyền quảng bá.

Vì tất cả các nút đều có khả năng truyền frame nên rất có thể nhiều nút truyền frame tại cùng một thời điểm. Khi đó, tất cả các nút cùng lúc nhận được nhiều frame, nghĩa là các frame được truyền sẽ **xung đột** (collide) với nhau tại tất cả các nút nhận. Thông thường khi xung đột xảy ra, không nút nào có thể nhận chính xác bất kỳ frame nào vì tín hiệu trong các frame đan xen vào nhau hoàn toàn. Vì thế tất cả các frame liên quan đến xung đột đều bị mất, và có thể coi kênh truyền dùng chung không được sử dụng trong khoảng thời gian xảy ra xung đột. Rõ ràng khi nhiều nút thường xuyên muốn truyền frame, xác suất xảy ra xung đột sẽ tăng và phần lớn băng thông của kênh truyền bị lãng phí.



Hình 5.14 Chia sẻ kênh truyền dùng chung



Hình 5.15 Mạng Ethernet quảng bá

Để bảo đảm hiệu suất của kênh truyền quảng bá đạt giá trị tối đa khi nhiều nút muốn gửi dữ liệu, bằng cách nào đó phải có cơ chế phối hợp giữa những nút có nhu cầu truyền. Cơ chế phối hợp này chính là trách nhiệm của giao thức đa truy cập. Trong ba mươi năm qua, hàng nghìn bài báo và hàng trăm luận án tiến sĩ đã nghiên cứu về giao thức đa truy cập. Nhiều kiểu giao thức khác nhau đã được triển khai trên các công nghệ tầng liên kết dữ liệu. Tuy nhiên người ta có thể phân loại các giao thức đa truy cập vào ba lớp: giao thức **phân chia kênh truyền**, giao thức **truy cập ngẫu nhiên** và giao thức **truy cập lần lượt**. Chúng ta sẽ xem xét các lớp này trong phần dưới đây. Trên kênh truyền quảng bá với tốc độ R b/s, giao thức đa truy cập lý tưởng sẽ có những đặc điểm sau:

Khi chỉ có một nút có dữ liệu gửi đi, nút đó được gửi với thông lượng R bps.

Khi M nút có dữ liệu gửi đi, mỗi nút được gửi với thông lượng R/M bps. Yêu cầu này không có nghĩa rằng mỗi nút trong M nút luôn truyền với tốc độ tức thời R/M mà đây chỉ là tốc độ trung bình xác định trong một khoảng thời gian.

Giao thức được triển khai phân tán, nghĩa là không có một nút đóng vai trò điều phối (nếu không toàn bộ hệ thống sẽ sụp đổ nếu nút điều phối bị hỏng).

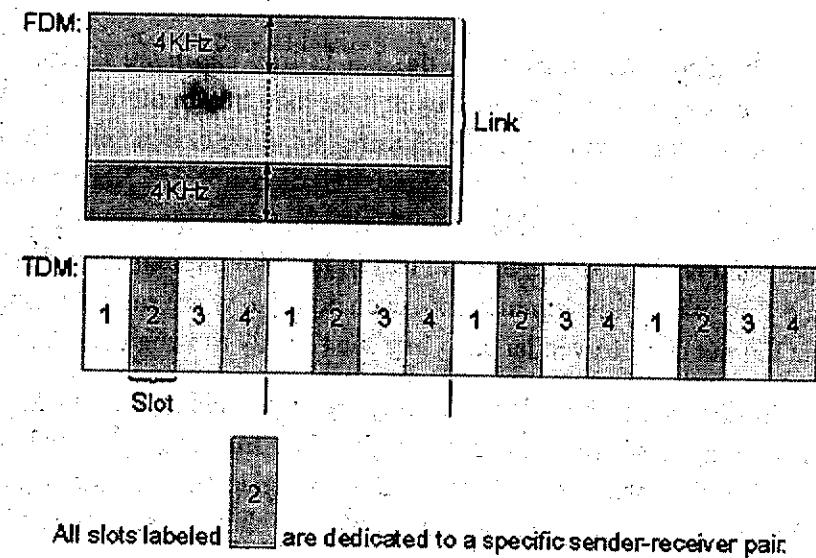
Giao thức phải đơn giản để chi phí cài đặt không cao.

5.3.1 Giao thức phân chia kênh truyền (channel partitioning)

Phân kênh theo thời gian (TDM) và theo tần số (FDM) là hai kỹ thuật có thể được sử dụng để phân chia băng thông kênh truyền cho các nút tham gia truyền thông. Giá trị kênh truyền có N nút và tốc độ truyền của kênh là R bps. TDM chia thời gian thành các khoảng (time frame) (độc lập với đơn vị dữ liệu frame ở tầng data-link) và sau đó lại chia mỗi khoảng thời gian thành N khe thời gian (time slot). Mỗi khe thời gian được cấp phát cho một nút. Khi có dữ liệu cần gửi, nút truyền các bit dữ liệu của mình trong khe thời gian đã được cấp phát. Thường khoảng thời gian được chọn sao cho một frame dữ liệu có thể truyền trọn vẹn trong một khe thời gian.

Hình 5.16 minh họa TDM đơn giản cho 4 nút. Trong bữa tiệc điều may tương tự như quy định mỗi người chỉ được nói trong từng khoảng thời gian quy định. Vì thế ai cũng có cơ hội để nói.

Ưu điểm chính của TDM là loại trừ xung đột và đảm bảo công bằng: mỗi nút có được tốc độ truyền riêng R/N bps trong mỗi khoảng thời gian. Tuy nhiên, xuất hiện hai nhược điểm: tốc độ truyền trung bình của mỗi nút bị giới hạn R/N bps và nút chỉ được truyền trong khoảng thời gian của mình ngay cả khi nó là nút duy nhất có nhu cầu gửi. (Trong ví dụ bữa tiệc của chúng ta mọi người đều muốn nghe một vị khách nào đó nói thì vị khách đó chỉ được nói trong khoảng thời gian được cấp phát của mình). Rõ ràng, TDM không phải là một giao thức đa truy cập tốt cho bữa tiệc kiểu này.



Hình 5.16 Ví dụ TDM cho 4 nút

Nếu TDM chia kênh truyền theo thời gian thì FDM chia kênh truyền R bps ra các tần số khác nhau (mỗi tần số có băng thông R/N) và mỗi nút được cấp phát một dải tần số. Vì thế, FDM tạo ra N kênh truyền nhỏ R/Nbps từ kênh truyền lớn R bps. Ưu nhược điểm của FDM giống TDM, tức là cũng loại bỏ được xung đột và phân chia công bằng dài tần giữa N nút. Tuy nhiên, nhược điểm là tốc độ gửi của nút bị giới hạn ngay cả khi chỉ có duy nhất một nút có nhu cầu gửi dữ liệu.

Giao thức phân chia kênh truyền thứ ba là **chia mã (CDMA – Code Division Multiple Access)**. Nếu TDM và FDM cấp phát khoảng thời gian và tần số cho các nút thì CDMA cấp phát cho mỗi nút một mã khác nhau. Sau đó nút sử dụng mã duy nhất này để mã hoá dữ liệu gửi đi. CDMA cho phép nhiều nút gửi đồng thời và các nút nhận tương ứng nhận đúng dữ liệu gửi cho mình (miễn là nó biết được mã của nút gửi). CDMA đã được sử dụng trong hệ thống quốc phòng nhờ đặc tính chống nhiễu và bây giờ bắt đầu được áp dụng phổ biến cho mục đích dân sự, đặc biệt trong đa truy cập kênh truyền không dây.

5.3.2 Giao thức truy cập ngẫu nhiên (random access)

Kiểu giao thức đa truy cập thứ hai là truy cập ngẫu nhiên. Trong giao thức truy cập ngẫu nhiên, nút truyền luôn luôn truyền dữ liệu với tốc độ cao nhất của kênh truyền R bps. Khi có xung đột, các nút liên quan đến xung đột sẽ truyền lại frame cho đến khi frame đến đích an toàn. Nhưng khi biết có xung đột, nút không cần thiết truyền lại frame ngay lập tức, mà đợi một thời gian ngẫu nhiên nào đó trước khi truyền lại. Mỗi nút liên quan đến xung đột chọn thời gian đợi ngẫu nhiên một cách độc lập, vì thế sau mỗi xung đột xác suất hai nút cùng truyền lại cùng một lúc (lại xảy ra xung đột) sẽ giảm.

Có đến hàng trăm giao thức truy cập ngẫu nhiên, tuy nhiên trong phần này chúng ta sẽ trình bày một vài giao thức truy cập ngẫu nhiên được sử dụng phổ biến nhất - giao thức ALOHA và giao thức đa truy cập cảm nhận sóng mang (CSMA). Sau đó, trong phần 5.5 chúng ta sẽ nghiên cứu chi tiết về Ethernet - công nghệ sử dụng CSMA cực kỳ phổ biến.

Slotted ALOHA

Chúng ta bắt đầu nghiên cứu một trong số những giao thức đa truy cập đơn giản nhất: slotted ALOHA. Chúng ta giả định như sau:

- Tất cả frame có chính xác L bit.
- Thời gian được chia thành các khoảng L/R s (phải là khoảng thời gian đủ để truyền một frame).
- Nút bắt đầu truyền frame tại đầu mỗi khoảng thời gian.
- Tất cả các nút được đồng bộ hoá sao cho mỗi nút đều xác định được khi nào là đầu của khoảng thời gian.
- Nếu có nhiều frame xung đột trong khoảng thời gian nào đó thì tất cả các nút đều phát hiện sự kiện xung đột ngay trong khoảng thời gian đó.

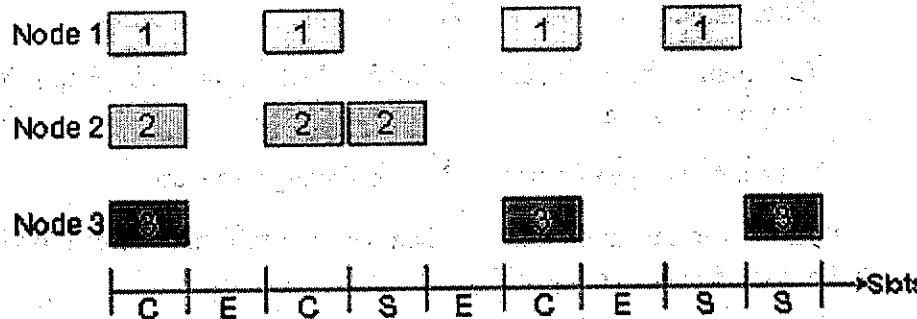
Gọi p là xác suất ($0 \leq p \leq 1$). Hoạt động của slotted ALOHA trong mỗi nút như sau:

- Khi có frame mới cần gửi, nút sẽ đợi đến thời điểm đầu của khoảng thời gian kế tiếp và gửi toàn bộ frame trong khoảng thời gian đó.
- Nếu không xảy ra xung đột, nút truyền thành công frame và vì vậy không cần thiết phải truyền lại (nút có thể chuẩn bị frame mới để truyền, nếu có).
- Nếu có xung đột, nút phát hiện xung đột ngay trong khoảng thời gian và sẽ truyền lại frame trong khoảng thời gian tiếp theo với xác suất p cho đến khi frame được truyền thành công.

Truyền lại với xác suất p giống như việc tung đồng xu: biến cố mặt ngửa úng với việc truyền lại xảy ra với xác suất p . Biến cố mặt sấp úng với việc "bỏ qua khoảng thời gian này và tung lại đồng xu trong khoảng thời gian kế tiếp" xảy ra với xác suất $(1-p)$. Mỗi nút liên quan đến xung đột tung đồng xu độc lập với nhau.

Slotted ALOHA có nhiều ưu điểm. Không giống phân chia kênh truyền, nút tích cực duy nhất (nghĩa là nút có nhu cầu gửi dữ liệu) liên tục gửi frame ở tốc độ cao nhất của kênh truyền. Slotted ALOHA là một thuật

toàn phân tán vì mỗi nút khi phát hiện ra xung đột sẽ quyết định khi nào truyền lại một cách độc lập. (Tuy nhiên slotted ALOHA đòi hỏi phải có cơ chế đồng bộ trên tất cả các nút).



Hình 5.17 Ví dụ giao thức Slotted ALOHA

Slotted ALOHA hoạt động tốt khi chỉ có một nút ở trạng thái tích cực, nhưng hiệu suất của nó bằng bao nhiêu khi có nhiều nút tích cực? Có hai yếu tố phải tính đến ở đây. Thứ nhất như trong Hình 5.17 khi có nhiều nút ở trạng thái tích cực sẽ xuất hiện nhiều khoảng thời gian xung đột và do đó kênh truyền bị lãng phí. Thứ hai sẽ có một số khoảng thời gian “rỗng” vì trong khoảng thời gian này tất cả các nút tích cực đều dừng lại đợi (kết quả của chính sách truyền theo xác suất). Chỉ trong những những khoảng thời gian “không bị lãng phí” sẽ có duy nhất một nút truyền thành công. Khoảng thời gian này gọi là khoảng thời gian thành công. Hiệu suất của giao thức được định nghĩa là tỷ lệ các khoảng thời gian truyền thành công trong trường hợp có nhiều nút tích cực, mỗi nút cần gửi đi nhiều frame. Rõ ràng rằng nếu không có cơ chế điều khiển truy cập và nút truyền lại ngay sau mỗi lần xung đột, hiệu suất sẽ bằng 0. Slotted ALOHA có hiệu suất lớn hơn 0 nhưng bằng bao nhiêu?

Bây giờ ta sẽ xác định hiệu suất tối đa của slotted ALOHA. Để đơn giản chúng ta thay đổi giao thức một chút và giả thiết rằng mỗi nút truyền frame trong mỗi khoảng thời gian với xác suất p (tức là mỗi nút luôn có một frame để gửi đi và frame này được gửi đi với xác suất p cho dù đây là frame mới hay frame phải gửi lại). Đầu tiên giả sử có N nút. Xác suất thành công của một khoảng thời gian nào đó là xác suất chỉ có một nút duy nhất truyền

và $N-1$ nút còn lại không truyền. Xác suất một nút nào đó truyền là p ; xác suất mà các nút còn lại không truyền là $(1-p)^{N-1}$. Do vậy xác suất để một nút nào đó truyền trong khi các nút khác không truyền là $p(1-p)^{N-1}$. Vì có N nút, nên xác suất để có khoảng thời gian thành công bằng $Np(1-p)^{N-1}$.

Do đó khi có N nút tích cực, hiệu suất của slotted ALOHA là $Np(1-p)^{N-1}$. Để đạt được hiệu suất lớn nhất, chúng ta phải xác định p^* sao cho biểu thức này đạt giá trị lớn nhất. Và để đạt được hiệu suất lớn nhất khi có nhiều nút tích cực, chúng ta phải tính giới hạn của $Np^*(1-p^*)^{N-1}$ khi N tiến tới vô cùng. Áp dụng các công cụ toán học, chúng ta sẽ xác định được hiệu suất lớn nhất của giao thức là $1/e = 0.37$. Nghĩa là, khi nhiều nút cùng ở trạng thái tích cực thì trong điều kiện tốt nhất chỉ 37% thời gian đường truyền được sử dụng có ích. Vì vậy, tốc độ truyền hiệu quả của kênh truyền không phải là R bps mà chỉ là $0.37R$ bps. Phân tích tương tự chỉ ra rằng 37% thời gian đường truyền không được sử dụng và 26% thời gian xảy ra xung đột trên đường truyền. Như vậy một frame nào đó có thể được truyền với tốc độ tối đa R nhưng về tổng thể thông lượng truyền thành công của toàn bộ kênh truyền không vượt qua $0.37R$.

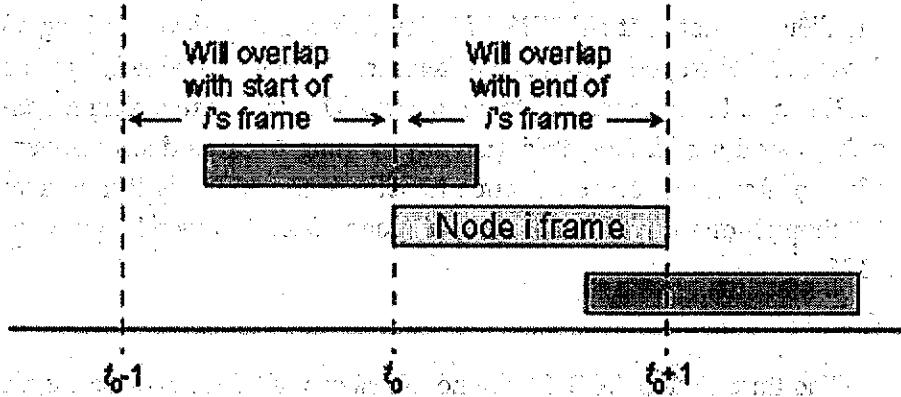
ALOHA

Giao thức slotted ALOHA đòi hỏi tất cả các nút đồng bộ việc truyền tại đầu mỗi khoảng thời gian. Giao thức ALOHA đầu tiên thực sự là giao thức không chia khoảng thời gian, hoàn toàn phân tán. Trong giao thức này, khi có dữ liệu cần gửi đi, ngay lập tức nút truyền toàn bộ frame vào kênh truyền dùng chung. Nếu frame được truyền xung đột với frame từ các nút khác, thì ngay sau khi truyền cho xong frame, nút sẽ ngay lập tức truyền lại frame với xác suất p . Ngược lại nút đợi trong một khoảng thời gian truyền frame. Sau quá trình chờ đợi, nút truyền frame với xác suất là p , hoặc đợi (không làm gì cả) trong khoảng thời gian truyền frame với xác suất $(1-p)$.

Để xác định được hiệu suất cực đại của ALOHA xét trên một nút duy nhất, chúng ta cũng giả định như trong trường hợp slotted ALOHA thời gian truyền frame là một đơn vị thời gian. Tại bất kì thời gian nào, xác suất để nút truyền frame là p . Giả sử frame này bắt đầu truyền tại thời điểm t_0 . Như minh họa trong Hình 5.18, để frame này được truyền thành công thì không nút nào được bắt đầu truyền trong khoảng thời gian $[t_0 - 1, t_0]$. Nếu

không tín hiệu của những frame này sẽ xung đột với các tín hiệu đầu tiên của frame đang xét. Xác suất để tất cả các nút khác không được bắt đầu truyền trong khoảng thời gian này là $(1-p)^{N-1}$. Tương tự không nút nào được bắt đầu truyền trong khi nút đang xét đang truyền. Xác suất của điều này cũng là $(1-p)^{N-1}$. Vì vậy xác suất nút nào đó truyền thành công là $p(1-p)^{2(N-1)}$.

Bằng cách lấy giới hạn như trong trường hợp slotted ALOHA, chúng ta thấy rằng hiệu suất lớn nhất của giao thức ALOHA là $1/2e$ - bằng một nửa của slotted ALOHA. Đây là cái giá phải trả cho giao thức ALOHA hoàn toàn phân tán.



Hình 5.18 Các frame đan xen vào nhau trong ALOHA

CSMA - Đa truy cập cảm nhận sóng mang

Trong cả hai giao thức ALOHA và slotted ALOHA, quyết định truyền của nút được đưa ra độc lập với các nút khác. Cụ thể hơn, một nút không để ý tới việc liệu có nút khác đang truyền khi nó bắt đầu truyền hay không và nút cứ truyền kể cả khi có nút khác truyền (gây xung đột). Tương tự trong ví dụ buổi tiệc, giao thức ALOHA giống như hành vi của vị khách bất lịch sự cứ liên tục nói bát chấp việc có người đang nói hay không. Xã hội loài người có những quy tắc ứng xử cho phép xử sự một cách lịch sự và làm giảm “xung đột” giữa nhiều người nói chuyện. Đặc biệt, có hai quy tắc quan trọng cho một cuộc đối thoại của người lịch sự:

Nghe trước khi nói: nếu có ai đang nói, hãy đợi đến khi họ nói xong. Trong mạng máy tính, điều này được gọi là **cảm nhận sóng mang**

(carrier sense) - nút lắng nghe kênh truyền trước khi truyền. Nếu có frame đang được truyền trên kênh truyền thì nút sẽ chờ (backs off) một khoảng thời gian ngẫu nhiên và lại tiếp tục lắng nghe kênh truyền. Lúc này nếu kênh truyền được cảm nhận là rỗng thì nút bắt đầu việc truyền frame. Trong trường hợp ngược lại, nút lại đợi một khoảng thời gian ngẫu nhiên khác và lặp lại quá trình này.

Nếu có ai đó bắt đầu nói cùng lúc thì hãy tạm ngừng (Nghe trong khi nói): Trong mạng máy tính điều này được gọi là **phát hiện xung đột (collision detection)** - nút đang truyền vẫn phải tiếp tục lắng nghe kênh truyền trong khi đang truyền. Nếu phát hiện có nút khác truyền xen vào, nút sẽ dừng truyền và sử dụng giao thức nào đó để quyết định khi nào nên thử truyền tiếp.

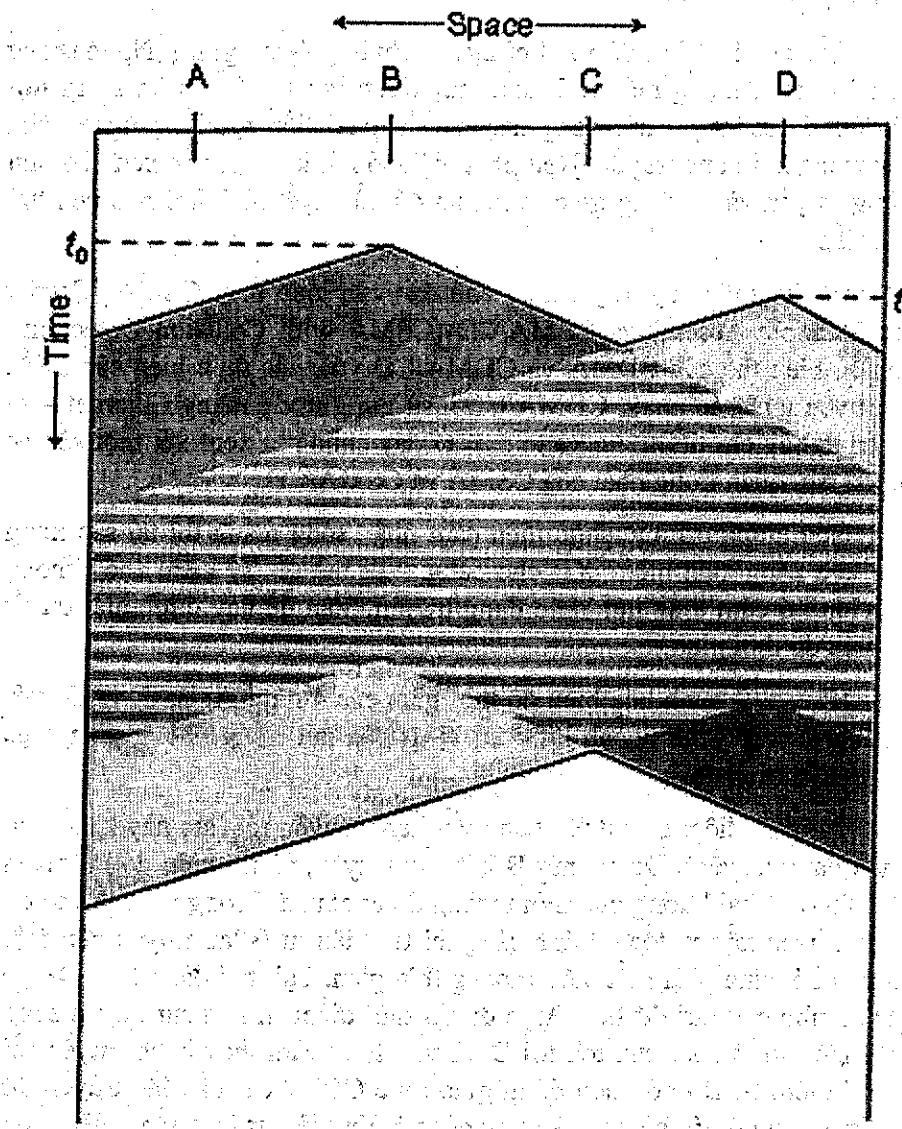
Hai quy tắc này là ý tưởng chủ đạo của giao thức CSMA (Carrier Sense Multiple Access) và CSMA/CD (CSMA with Collision Detection). Có nhiều biến thể của CDMA và CDMA/CD với việc thực hiện các chiến lược truyền lại khác nhau. CDMA/CD - sử dụng trong mạng Ethernet – sẽ được trình bày chi tiết trong phần 5.5. Ở đây chúng ta xem xét một số đặc trưng cơ bản quan trọng nhất của CSMA và CSMA/CD.

Nếu tất cả các nút thực hiện cảm nhận sóng mang thì tại sao xung đột có khả năng xuất hiện? Xét cho cùng, một nút sẽ “tự kiềm chế” không truyền khi nó cảm thấy nút khác đang truyền. Vấn đề này được giải quyết bằng biểu đồ thời gian.

Hình 519 minh họa biểu đồ thời gian của 4 nút (A, B, C, và D) với bus dùng chung. Trục hoành biểu thị vị trí của nút trong không gian, trục tung mô tả thời gian.

Tại thời điểm t_0 , nút B nhận thấy kênh truyền rỗng (lúc này không có nút nào đang truyền). Do đó nút B bắt đầu truyền, và tín hiệu do B truyền lan tỏa theo cả hai hướng của môi trường dùng chung. Trong thực tế cho dù vận tốc truyền xấp xỉ tốc độ ánh sáng thì tín hiệu từ B lan truyền đến một điểm nào đó cũng phải mất một khoảng thời gian. Tại thời điểm t_1 ($t_1 > t_0$) nút D có nhu cầu gửi dữ liệu. Mặc dù tại thời điểm t_1 , B đang truyền song các tín hiệu từ B chưa lan tỏa tới D và vì vậy D cảm thấy kênh truyền rỗng vào thời điểm t_1 . Do đó, theo đúng giao thức CDMA, D bắt đầu truyền dữ liệu. Ngay sau đó, tín hiệu từ B xung đột với tín hiệu từ D. Hiển nhiên rằng độ trễ lan tỏa (propagation delay) giữa hai đầu mút của kênh truyền dùng

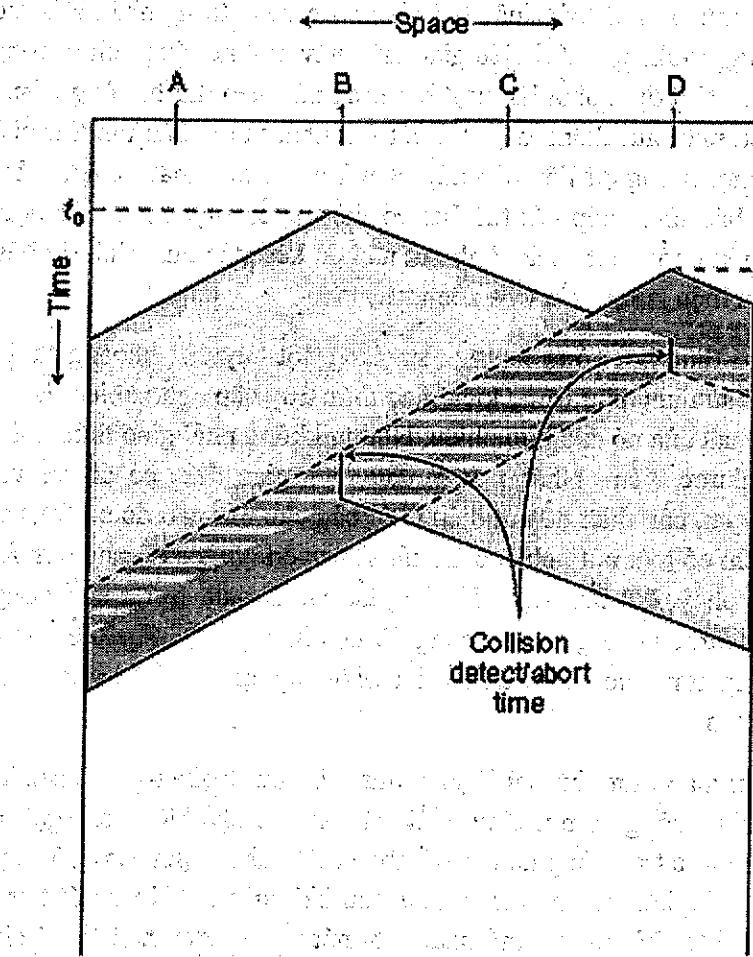
chung - thời gian để tín hiệu lan truyền từ đầu này đến đầu kia kênh truyền đóng vai trò quyết định trong hiệu suất hoạt động của kênh truyền. Thời gian trễ này càng lớn, xác suất một nút không phát hiện được có nút khác đang truyền cũng càng lớn.



Hình 5.19 Biểu đồ thời gian của 4 nút sử dụng CSMA

Trong Hình 5.19 các nút không thực hiện phát hiện xung đột, cả nút B và D tiếp tục truyền toàn bộ frame ngay cả khi có xung đột. Nếu thực hiện công việc phát hiện xung đột, nút sẽ ngừng truyền ngay khi phát hiện xung đột.

Hình 5.20 tương tự như Hình 5.19 chỉ khác là cả hai nút ngừng truyền ngay sau khi phát hiện có xung đột. Rõ ràng đưa khả năng phát hiện xung đột vào giao thức đa truy cập sẽ làm tăng hiệu suất của giao thức do các nút không cố gắng tiếp tục gửi frame đã bị lỗi. Giao thức Ethernet chúng ta sẽ nghiên cứu trong phần 5.5 là giao thức CSMA có phát hiện xung đột.



Hình 5.20 CSMA có phát hiện xung đột

5.3.3 Giao thức truy cập lần lượt (Taking – turns)

Hai tính chất mà tất cả các giao thức đa truy cập muốn có là (1) khi chỉ có một nút tích cực, nút này có thể chiếm toàn bộ đường truyền nghĩa là truyền với băng thông tối đa R bps và (2) khi M nút tích cực, mỗi nút có băng thông trung bình R/M bps.

Giao thức ALOHA và CSMA có tính chất đầu tiên nhưng không có tính chất thứ hai. Điều này đã thúc đẩy các nhà nghiên cứu xây dựng một lớp các giao thức khác – kiểu lần lượt. Giống như kiểu truy cập ngẫu nhiên, có rất nhiều giao thức kiểu lần lượt, và mỗi giao thức này lại có nhiều biến thể. Ở đây, chúng ta sẽ thảo luận hai giao thức quan trọng nhất. Đầu tiên là **kiểu hỏi vòng (polling)**. Với kiểu giao thức này một nút được chọn đóng vai trò điều phối. Nút điều phối lần lượt hỏi từng nút theo thứ tự vòng tròn. Đầu tiên nút điều phối gửi thông điệp tới nút thứ nhất thông báo nút thứ nhất có thể truyền một lượng dữ liệu nào đấy. Sau khi nút thứ nhất truyền, nút điều phối thông báo cho phép nút thứ hai có thể truyền một lượng dữ liệu nào đó... Nút điều phối có thể xác định nút nào đó kết thúc quá trình dữ liệu khi không có tín hiệu lan truyền trên kênh truyền.

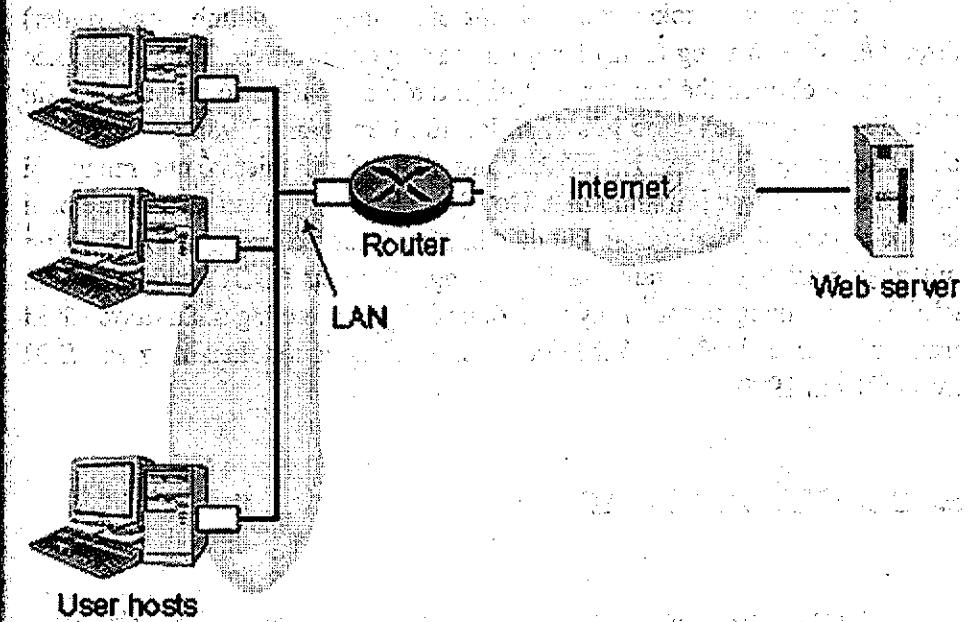
Giao thức hỏi vòng loại trừ sự xung đột hay các khoảng thời gian không được sử dụng như trong kiểu giao thức truy cập ngẫu nhiên. Điều này khiến hiệu suất của nó cao hơn nhiều. Nhưng không phải giao thức hỏi vòng không có nhược điểm. Nhược điểm đầu tiên, giao thức có độ trễ vòng - lượng thời gian cần thiết để nút điều phối báo cho nút nào đó có thể truyền. Ví dụ nếu chỉ có một nút tích cực thì nút sẽ truyền với tốc độ nhỏ hơn R bps, vì nút điều phối phải lần lượt hỏi vòng tất cả các nút, trong mỗi vòng nút tích cực chỉ được phép gửi một lượng dữ liệu hạn chế. Nhược điểm thứ hai, nghiêm trọng hơn nhiều, là nếu nút điều phối gặp sự cố thì toàn bộ hệ thống cũng bị sụp đổ.

Kiểu giao thức thứ hai là giao thức thẻ bài (token-passing). Trong giao thức này không có nút điều phối. Một frame đặc biệt được gọi là **thẻ bài (token)** được trao đổi giữa các nút theo một thứ tự định trước. Ví dụ, nút thứ nhất gửi thẻ bài tới nút thứ hai, nút thứ hai gửi thẻ bài tới nút thứ ba... nút thứ N gửi thẻ bài tới nút thứ nhất. Khi nút nhận được thẻ bài, nó chỉ giữ thẻ bài khi có dữ liệu cần truyền, nếu không nó sẽ ngay lập tức chuyển thẻ

bài tới nút kế tiếp. Nếu nút có frame để truyền, khi nhận được thẻ bài, nó gửi đi lượng dữ liệu được phép và sau đó chuyển thẻ bài tới nút kế tiếp. Giao thức thẻ bài được triển khai phân tán và có hiệu suất cao. Nhưng nó cũng có nhiều vấn đề cần giải quyết. Ví dụ, một nút gặp sự cố có thể làm toàn bộ hệ thống sụp đổ. Hoặc nếu một nút tinh cờ không chuyển tiếp hay làm mất thẻ bài thì cần có cơ chế đưa thẻ bài mới vào lưu thông.

5.3.4 Mạng cục bộ LAN (Local Area Network)

Những giao thức đa truy cập được sử dụng trên nhiều loại kênh truyền quảng bá khác nhau. Chúng được sử dụng cho kênh truyền vệ tinh hay môi trường không dây (các nút truyền trên cùng một dải tần số).



Hình 5.21 Máy tính người dùng truy cập máy dịch vụ Web Internet thông qua LAN.
Kênh truyền quảng bá giữa máy tính người dùng và router
gồm một “đường truyền”

Mạng cục bộ LAN là mạng máy tính giới hạn trong một khu vực địa lý, ví dụ trong một toà nhà hoặc trong khuôn viên trường đại học. Thông

thường khi truy cập Internet từ trường đại học hay cơ quan, hầu hết mọi người truy cập thông qua mạng LAN. Khi đó máy tính của người dùng là một nút trong mạng LAN và mạng LAN cung cấp khả năng truy cập tới Internet thông qua router, như minh họa trong Hình 5.21. Mạng LAN là kênh truyền duy nhất giữa tất cả các máy tính và router; do đó nó cần tới giao thức tầng liên kết dữ liệu và giao thức đa truy cập. Tốc độ truyền R của hầu hết các mạng LAN rất cao. Tốc độ mạng LAN trước năm 1980 là 10Mbps, ngày nay là 100Mbps và trong tương lai sẽ là 1Gbps.

Vào những năm 80 và đầu những năm 90, có hai kiểu công nghệ mạng LAN phổ biến trên thị trường. Công nghệ thứ nhất là mạng cục bộ Ethernet (được biết đến là 802.3 LAN [IEEE 802.3]) sử dụng giao thức truy cập ngẫu nhiên. Công nghệ thứ hai dựa trên công nghệ thẻ bài gồm công nghệ token-ring và FDDI. Công nghệ Ethernet được trình bày chi tiết trong phần 5.4 vì đây là công nghệ chủ đạo ngày nay.

Trong mạng token-ring, N nút của mạng (máy tính hoặc router) được kết nối vào vòng (ring) bằng đường truyền trực tiếp. Topo mạng xác định thứ tự chuyển thẻ bài. Khi nút nhận được thẻ bài và có nhu cầu gửi dữ liệu, dữ liệu (frame) được gửi đi sẽ lan tỏa trên toàn bộ vòng. Nút gửi sẽ chịu trách nhiệm loại bỏ frame trên vòng. FDDI được thiết kế cho mạng nội bộ cho một khu vực lớn (vài km²). Do vậy sẽ không hiệu quả nếu frame phải lan tỏa ngược lại phía sau khi đã đến đích. Trong công nghệ FDDI chính nút nhận phải loại bỏ frame ra khỏi vòng. (thực sự FDDI không phải là kênh truyền quang bá thuần túy vì không phải nút nào cũng nhận được bất kỳ frame nào được truyền). Có thể đọc thêm về công nghệ token-ring và FDDI trong [3Com 1999].

5.4 ĐỊA CHỈ LAN VÀ ARP

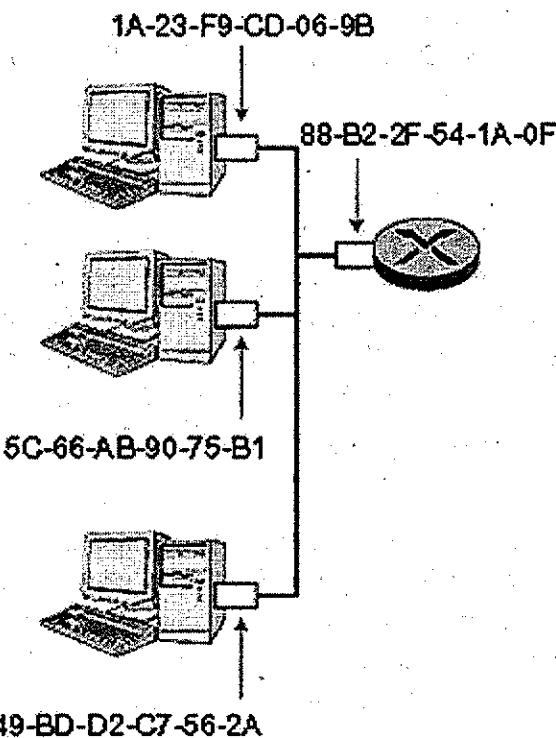
Như đã nói trong phần trước, các nút trong mạng LAN gửi frame cho nhau trên kênh truyền quang bá dùng chung. Điều này nghĩa là khi một nút trong mạng LAN truyền frame, mọi nút khác kết nối tới mạng LAN đều có khả năng nhận được frame. Tuy nhiên mỗi nút trong mạng LAN không muốn gửi frame tới tất cả các nút khác mà chỉ muốn gửi tới một nút cụ thể nào đó trong mạng LAN. Để thực hiện điều này, các nút trong mạng LAN

phải có khả năng xác định địa chỉ của nhau khi gửi frame, nghĩa là mỗi nút cần có một địa chỉ trong mạng LAN và trong gói tin tầng liên kết dữ liệu (frame) cần có trường chứa địa chỉ nút đích. Như vậy khi nhận được frame, nút có thể xác định liệu frame đó có phải gửi cho mình không.

Nếu địa chỉ đích của frame trùng với địa chỉ LAN của mình, nút nhận sẽ lấy gói dữ liệu tầng mạng từ frame tầng liên kết dữ liệu và chuyển gói dữ liệu này lên tầng mạng phía trên.

Nếu địa chỉ đích không trùng với địa chỉ nút nhận, đơn giản nút sẽ loại bỏ frame nhận được.

5.4.1 Địa chỉ LAN



Hình 5.22 Mỗi adapter có một địa chỉ LAN duy nhất

Thực sự, không phải nút (máy tính) có địa chỉ LAN mà chính adapter mới có địa chỉ LAN. Điều này được minh họa trong Hình 5.22. Địa chỉ LAN có nhiều tên gọi khác nhau: địa chỉ vật lý (physical address), địa chỉ Ethernet, địa chỉ MAC (media access control). Với hầu hết các mạng LAN (kể cả mạng Ethernet và thẻ bài), địa chỉ LAN có độ dài 6 byte (có thể có 2^{48} địa chỉ). 6 byte địa chỉ này được biểu diễn dưới dạng thập lục phân, mỗi byte ứng với một cặp số thập lục phân. Địa chỉ mạng LAN của adapter mang giá trị cố định, được ghi cứng vào ROM của adapter trong quá trình sản xuất.

Một điểm thú vị là hai adapter bất kỳ có địa chỉ LAN khác nhau. Thoạt tiên điều này dường như khó có thể thực hiện được vì nhiều công ty khác nhau có thể sản xuất adapter. Làm thế nào để địa chỉ adapter sản xuất ở Đài Loan khác với địa chỉ adapter sản xuất tại Bỉ? Điều này có được là do IEEE quản lý không gian địa chỉ vật lý. Khi muốn sản xuất adapter, công ty phải mua một phần không gian địa chỉ gồm 2^{24} địa chỉ với một mức phí nào đó. IEEE cấp từng khối 2^{24} địa chỉ bằng cách cố định 24 bit đầu của địa chỉ vật lý và công ty có thể tùy ý gán 24 bit sau cho bất kỳ sản phẩm nào của mình.

Địa chỉ vật lý của adapter có cấu trúc phẳng (đối lập với cấu trúc phân cấp) và không thay đổi cho dù có mang adapter đi đâu chăng nữa. Mỗi máy tính xách tay với một card Ethernet luôn có cùng một địa chỉ vật lý cho dù ở bất kỳ ở đâu. Điều này ngược với địa chỉ IP có cấu trúc phân cấp (gồm địa chỉ mạng và địa chỉ máy tính). Địa chỉ IP của nút sẽ thay đổi khi chuyển sang mạng khác. Địa chỉ vật lý của adapter giống như số chứng minh thư nhân dân của một người – không phân cấp và luôn luôn không thay đổi bất kể người đó ở đâu.

Như đã nói, khi adapter muốn gửi frame đến adapter nào đó nằm trên cùng mạng LAN, adapter gửi sẽ đặt địa chỉ nhận vào trong frame. Khi nhận được frame, adapter đích loại bỏ các tiêu đề của frame và gửi dữ liệu lên tầng phía trên. Tất cả các adapter khác trong LAN cũng đều nhận được frame. Tuy nhiên các adapter này sẽ loại bỏ frame (không gửi gói dữ liệu lên trên). Như vậy, các adapter sẽ không làm gián đoạn CPU trung tâm khi chúng nhận được dữ liệu dành cho nút khác. Tuy nhiên, đôi khi adapter gửi

muốn gửi tới tất cả các adapter khác trên mạng LAN. Khi đó adapter sử dụng một địa chỉ đặc biệt: địa chỉ quảng bá trong frame gửi đi. Đối với mạng cục bộ sử dụng địa chỉ 6 byte (như là LAN Ethernet và token-passing) thì địa chỉ quảng bá là chuỗi 48 bit 1 (FF-FF-FF-FF-FF-FF trong hệ 16).

Nguyên lý: Giữ các tầng độc lập với nhau

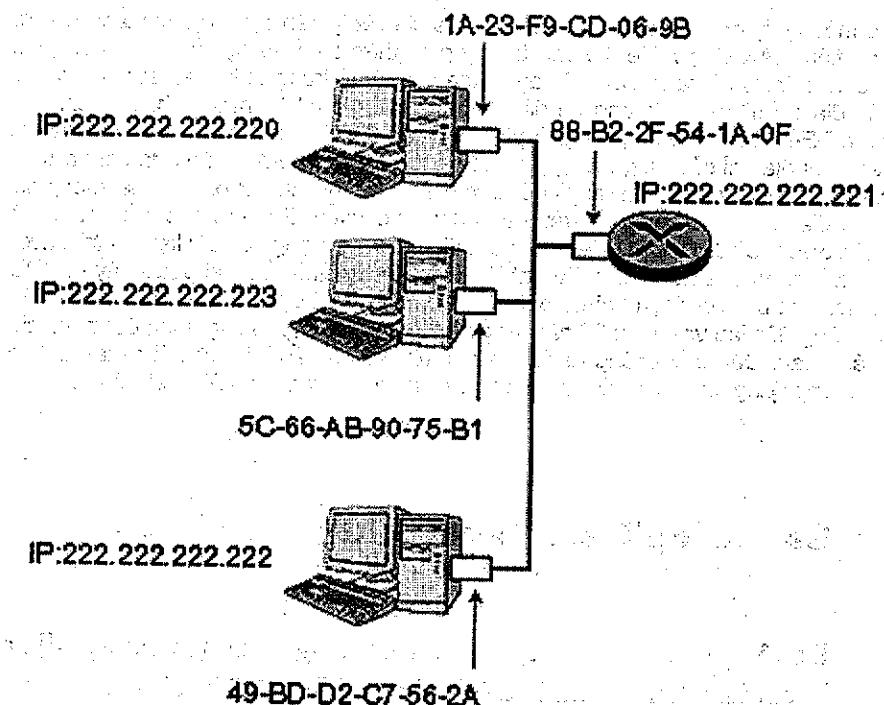
Có một vài lý do vì sao mỗi nút đều có địa chỉ vật lý bên cạnh địa chỉ tầng mạng. Đầu tiên, LAN được thiết kế cho bất kỳ giao thức tầng mạng nào chứ không chỉ cho giao thức IP và Internet. Thay vì địa chỉ vật lý trung tính, nếu adapter được gán địa chỉ IP thì nó không dễ dàng hỗ trợ các giao thức mạng khác (ví dụ IXP hoặc DECNET). Thứ hai, nếu adapter sử dụng địa chỉ tầng mạng thay cho địa chỉ vật lý thì địa chỉ của tầng mạng phải được lưu trữ trong RAM của adapter và phải cấu hình lại khi di chuyển (hay khởi động) adapter. Một lựa chọn khác là không sử dụng địa chỉ của adapter và yêu cầu adapter chuyển dữ liệu trong mỗi frame nó nhận được tới CPU. CPU kiểm tra xem địa chỉ tầng mạng của dữ liệu có trùng với địa chỉ mạng của nó không. Tuy nhiên vấn đề nảy sinh với giải pháp này là CPU sẽ liên tục bị gián đoạn khi có bất kỳ frame nào lân truyền trên LAN. Tóm lại, để các tầng độc lập với nhau thì các tầng có thể có những phương pháp đánh địa chỉ khác nhau. Đến đây chúng ta đã thấy có tới 3 kiểu đánh địa chỉ: tên máy tính ở tầng ứng dụng, địa chỉ IP ở tầng mạng và địa chỉ vật lý ở tầng liên kết dữ liệu.

5.4.2. Giao thức giải mã địa chỉ (ARP)

Do tồn tại cả hai kiểu địa chỉ: địa chỉ tầng mạng (chẳng hạn địa chỉ IP) và địa chỉ tầng liên kết dữ liệu (địa chỉ vật lý) nên chắc chắn cần phải có một phương thức biến đổi giữa chúng. Đối với Internet, đây là công việc của giao thức giải mã địa chỉ ARP [RFC 826]. Tất cả máy tính và router trên LAN đều có module ARP.

Để hiểu rõ hơn về ARP, xét mạng minh họa trên Hình 5.23. Mỗi nút trong mạng có địa chỉ IP duy nhất và adapter của nút có một địa chỉ vật lý. Địa chỉ IP được viết dưới dạng ký pháp dấu chấm thập phân và địa chỉ LAN được viết dưới dạng ký pháp thập lục phân. Bây giờ, giả sử rằng nút có địa chỉ IP 222.222.222.220 muốn gửi gói dữ liệu IP đến nút có địa chỉ IP 222.222.222.222. Để thực hiện công việc này, nút gửi phải chuyển cho adapter của nó không chỉ gói dữ liệu IP mà cả địa chỉ vật lý của nút nhận

(222.222.222.222). Khi nhận được gói dữ liệu IP và địa chỉ LAN, adapter của nút gửi sẽ tạo ra frame tầng liên kết dữ liệu chứa địa chỉ vật lý của nút nhận và gửi frame đó trên LAN. Nhưng làm thế nào để nút gửi xác định địa chỉ vật lý của nút có địa chỉ IP là 222.222.222.222? Nó sẽ đưa cho module ARP địa chỉ IP 222.222.222.222, sau đó module ARP trả lại địa chỉ vật lý tương ứng với địa chỉ IP được hỏi, là 49-DB-D2-C7-56-2A.



Hình 5.23 Mỗi nút trong mạng LAN có một địa chỉ IP, mỗi adapter của nút có một địa chỉ mạng LAN

Do vậy chúng ta thấy rằng ARP đã xác định địa chỉ vật lý từ địa chỉ IP. Trong khía cạnh nào đó, chức năng này tương tự DNS (đã nghiên cứu trong mục 2.5), DNS xác định địa chỉ IP từ tên máy tính. Tuy nhiên sự khác biệt rất lớn giữa hai dịch vụ này là DNS chuyển đổi tên mọi máy tính trên Internet. Ngược lại ARP chỉ chuyển đổi địa chỉ IP cho những nút trên cùng mạng LAN. Nếu một nút ở Hà Nội cố gắng dùng module ARP để xác định địa chỉ vật lý của một nút ở Huế thì chắc chắn module ARP sẽ trả lại một mã lỗi.

Bây giờ chúng ta xét module ARP làm việc như thế nào. Module ARP trong mỗi nút chứa một bảng ARP trong RAM của mình. Mỗi hàng của bảng là một ánh xạ giữa địa chỉ IP và địa chỉ vật lý.

Hình 5.24 minh họa bảng ARP của nút 222.222.222.220. Với mỗi ánh xạ trong bảng ARP có trường “thời gian sống” (TTL) cho chính ánh xạ đó, xác định thời gian tồn tại của ánh xạ trong bảng. Chú ý rằng bảng này không nhất thiết phải chứa tất cả các ánh xạ cho mọi nút trên LAN, ánh xạ có thể dần dần được thêm vào bảng. Thời gian sống của một ánh xạ thường là 20 phút kể từ khi ánh xạ được đưa vào bảng ARP.

IP address	LAN address	TTL
222.222.222.221	88-B2-2F-54-1A-0F	13:45:00
222.222.222.223	5C-66-AB-90-75-B1	13:52:00

Hình 5.24 Bảng ARP của nút 222.222.222.220

Bây giờ, giả sử nút 222.222.222.220 muốn gửi gói dữ liệu IP đến một nút trên LAN. Nút gửi cần xác định địa chỉ vật lý từ địa chỉ IP của nút nhận. Công việc này đơn giản nếu bảng ARP của nút gửi chứa ánh xạ của nút nhận. Nhưng nếu bảng ARP đó không chứa ánh xạ tương ứng cho nút nhận thì sao? Giả sử nút có địa chỉ IP 222.222.222.220 muốn gửi dữ liệu tới nút 222.222.222.222. Khi đó nút gửi phải sử dụng giao thức ARP để giải mã địa chỉ. Đầu tiên, nút gửi tạo ra một gói đặc biệt gọi là gói ARP (ARP packet). Trong gói ARP có trường chứa địa chỉ IP và địa chỉ vật lý của nút gửi, nút nhận. Cả gói truy vấn và trả lời ARP đều có chung khuôn dạng. Mục đích của gói truy vấn ARP là hỏi tất cả các nút khác trên LAN để xác định địa chỉ vật lý ứng với địa chỉ IP.

Trở lại ví dụ trên, nút 222.222.222.220 gửi gói truy vấn ARP đến adapter và yêu cầu adapter gửi tới tất cả các nút trên mạng LAN, có nghĩa là sử dụng địa chỉ广播 FF-FF-FF-FF-FF-FF. Adapter đặt gói ARP trong frame tầng liên kết dữ liệu, với địa chỉ đích của frame là địa chỉ广播 và gửi frame vào mạng LAN. Nó cũng giống như việc giáo viên vào lớp hỏi to “Sinh viên nào có tên là Trần Văn X hay báo số thẻ sinh viên”. Câu nói này lan tỏa khắp lớp học (được广播), tất cả các sinh viên đều nghe thấy

nhưng chỉ có sinh viên Trần Văn X mới trả lời. Frame chứa truy vấn ARP được tất cả các adapter trên LAN nhận (do sử dụng địa chỉ quảng bá) và mỗi adapter gửi gói ARP trong frame lên bộ xử lý trung tâm của mình. Sau đó mỗi nút tự kiểm tra xem địa chỉ IP của mình có giống với địa chỉ IP đích trong gói ARP không. Chỉ có duy nhất nút phù hợp mới gửi gói ARP trả lời chứa ánh xạ yêu cầu. Sau đó nút gửi truy vấn (222.222.222.220) có thể cập nhật bảng ARP và gửi đi gói dữ liệu IP.

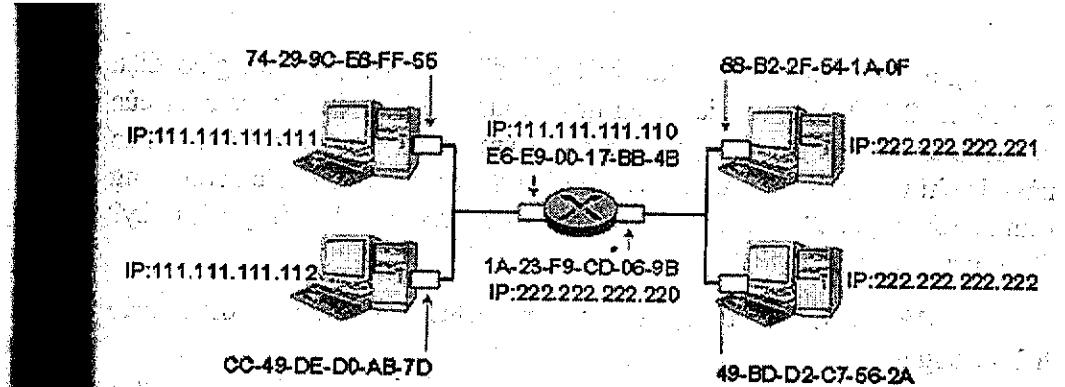
Có hai điểm cần chú ý trong giao thức ARP. Thứ nhất, thông điệp truy vấn ARP được gửi quảng bá trong khi thông điệp trả lời ARP được gửi trong frame bình thường. Thứ hai, ARP hoạt động theo kiểu “cắm vào là chạy” (plug and play) vì bảng ARP của nút được xây dựng tự động, không cần người quản trị thiết lập cấu hình. Và nếu một nút dừng kết nối với LAN thì ánh xạ tương ứng của nó cũng bị xoá khỏi bảng sau một khoảng thời gian nào đấy.

Gửi gói dữ liệu đến nút không nằm trong LAN

Chúng ta đã hình dung rõ ràng hoạt động của ARP khi một nút gửi gói dữ liệu đến nút khác nằm trong cùng mạng LAN. Bây giờ hãy xét tình huống phức tạp hơn khi nút muốn gửi dữ liệu tới nút nằm ngoài mạng LAN. Chúng ta xét ví dụ minh họa trên Hình 5.25 gồm hai mạng LAN kết nối với nhau qua router.

Có một số điểm cần chú ý trong Hình 5.25. Đầu tiên nút chia ra làm hai kiểu: máy tính và router. Mỗi máy tính có duy nhất một địa chỉ IP và một adapter. Như đã nói tới trong phần 4.4, mỗi giao diện ghép nối của router có một địa chỉ IP riêng. Mỗi giao diện của router cũng có module ARP (trong router) và adapter. Router trong Hình 5.25 có hai giao diện nên có hai địa chỉ IP, hai module ARP và hai adapter. Dĩ nhiên, mỗi adapter có một địa chỉ vật lý riêng.

Cũng chú ý rằng tất cả giao diện kết nối vào mạng LAN 1 có địa chỉ IP dạng 111.111.111.xxx và kết nối vào mạng LAN 2 có địa chỉ IP dạng 222.222.222.xxx. Trong ví dụ này, 3 byte đầu tiên của địa chỉ IP xác định địa chỉ mạng trong khi đó byte cuối cùng xác định nút cụ thể nào trong mạng (chính xác hơn là adapter).



Hình 5.25 Hai mạng LAN kết nối với nhau qua router

Bây giờ, giả sử rằng máy tính 111.111.111.111 muốn gửi gói dữ liệu IP đến máy tính 222.222.222.222. Như thường lệ, máy tính gửi sẽ chuyển gói dữ liệu xuống adapter của mình. Nhưng máy tính gửi cũng cần phải chỉ cho adapter biết địa chỉ vật lý đích thích hợp. Adapter sẽ dùng địa chỉ vật lý nào? Có phải là địa chỉ vật lý của máy tính 222.222.222.222 - 49-BD-D2-C7-56-2A không? Hiển nhiên nếu adapter gửi sử dụng địa chỉ vật lý này thì chắc chắn không một adapter nào của LAN 1 sẽ gửi gói dữ liệu IP lên tầng mạng của mình, vì địa chỉ đích của frame không phù hợp với địa chỉ vật lý của bất kỳ adapter nào trên LAN 1, do đó gói dữ liệu sẽ mất.

Nếu quan sát trên Hình 5.25, chúng ta thấy rằng để gửi gói dữ liệu từ nút 111.111.111.111 đến nút khác trên LAN 2, đầu tiên gói dữ liệu phải được gửi đến giao diện router 111.111.111.110. Như đã thảo luận trong phần 4.4, bảng định tuyến của máy tính 111.111.111.111 sẽ chỉ ra rằng để đi đến máy tính 222.222.222.222, thì đầu tiên gói dữ liệu cần được gửi tới router (chính xác hơn là adapter của router) có địa chỉ 111.111.111.110. Như vậy, địa chỉ vật lý đích của frame là địa chỉ vật lý của giao diện router có địa chỉ 111.111.111.110 tức là E6-E-00-17-BB-4B. Làm thế nào máy tính gửi xác định được địa chỉ vật lý của 111.111.111.110? Tất nhiên là bằng cách sử dụng ARP. Sau khi xác định được địa chỉ vật lý, nút gửi sẽ tạo ra frame và gửi frame vào LAN 1. Adapter của router trên LAN 1 sẽ nhận frame tầng liên kết dữ liệu gửi cho nó, và sẽ chuyển gói IP lên tầng mạng của router. Gói dữ liệu IP đã được chuyển từ máy tính nguồn đến router. Bây giờ, router phải xác định giao diện để gửi dữ liệu đi tiếp. Như đã nêu trong phần 4.4, công việc này được thực hiện bằng cách tra cứu bảng định tuyến của router.

Bảng định tuyến của router cho biết gói dữ liệu cần gửi qua giao diện 222.222.222.220. Sau đó giao diện này sẽ gửi gói dữ liệu đến adapter của nó, adapter này đặt gói dữ liệu trong một frame mới và gửi vào LAN 2. Lúc này địa chỉ vật lý đích trong frame gửi đi là địa chỉ vật lý của đích cuối cùng (nút 222.222.222.222). Làm thế nào router có được địa chỉ vật lý đích này? Tất nhiên là dựa vào ARP.

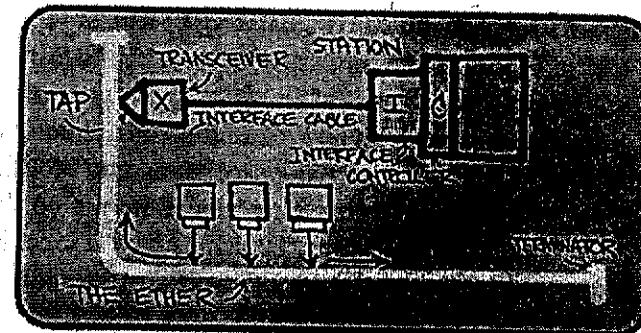
ARP cho Ethernet được đặc tả trong RFC 826 và có thể tham khảo thêm trong RFC 1180.

5.5. ETHERNET

Hiện nay Ethernet thống trị thị trường mạng cục bộ. Mới chỉ đầu những năm 1980 đến đầu những năm 1990, Ethernet còn có nhiều đối thủ khác như FDDI, token-ring, ATM. Một số công nghệ đã thành công trong việc chiếm lĩnh một thị phần nào đó trong vài năm. Nhưng từ khi ra đời vào giữa những năm 70, Ethernet liên tục phát triển để rồi dần dần chiếm lĩnh phần lớn thị phần. Ngày nay, Ethernet là công nghệ vượt xa các công nghệ LAN khác và khả năng này khó có thể bị đảo lộn trong tương lai gần.

Có rất nhiều lý do dẫn đến sự thành công của Ethernet. Thứ nhất, Ethernet là mạng cục bộ tốc độ cao được triển khai rộng rãi đầu tiên. Được triển khai tương đối sớm nên các nhà quản trị mạng lập tức trở nên quen thuộc với Ethernet (ưu điểm, các đặc tính...) - và ngại chuyển sang những công nghệ LAN mới. Thứ hai token-ring, FDDI và ATM phức tạp và đắt hơn Ethernet. Thứ ba, lý do chính đáng nhất để sử dụng các công nghệ LAN khác (FDDI hay ATM) là do công nghệ mới có tốc độ cao hơn, tuy nhiên Ethernet luôn luôn “phản công” lại bằng cách liên tục nâng cấp tốc độ. Ethernet dạng chuyên mạch được phát minh vào đầu những năm 90 với tốc độ rất cao. Cuối cùng vì Ethernet quá phổ biến, nên phần cứng Ethernet (đặc biệt là card mạng) cũng hết sức phổ biến và rẻ. Giá cả thấp này cũng do giao thức đa truy cập của Ethernet - CSMA/CD hoàn toàn phân tán nên có thiết kế đơn giản.

Kiến trúc Ethernet (Hình 5.26) được Bob Metcalfe và David Boggs đưa ra vào khoảng giữa những năm 70.



Hình 5.26 Thiết kế đầu tiên của Ethernet

Ngày xưa

Bob Metcalfe và Ethernet

Khi còn là nghiên cứu sinh ở trường đại học Harvard vào đầu những năm 1970, Bob Metcalfe làm việc cho ARRA.net tại MIT và đã thực sự ấn tượng về công trình của Abramson về giao thức truy cập ngẫu nhiên. Sau khi hoàn thành luận án tiến sỹ và ngay trước khi bắt đầu công việc mới ở Xerox Palo Alto Research Center (Xerox PARC), Bob đã tới thăm Abramson và các đồng nghiệp tại trường đại học Hawaii trong 3 tháng và nhìn tận mắt Alohanet. Tại Xerox PARC, Metcalfe đã làm quen với máy tính Alto (về khía cạnh nào đó có thể coi là tiền thân của máy tính cá nhân PC vào đầu thập niên 80). Metcalfe đã nhận thức được nhu cầu kết nối mạng cho các máy tính này với một chi phí không đắt. Nên với những kiến thức về ARPNet, Alohanet và giao thức truy cập ngẫu nhiên, Metcalfe và đồng nghiệp David Boggs đã phát minh ra Ethernet.

Kiến trúc Ethernet đầu tiên của Metcalfe và Boggs hoạt động với tốc độ 2.94 Mbps và có thể kết nối 256 máy trong phạm vi 1 dặm. Metcalfe và Boggs đã thành công trong việc kết nối các máy tính Alto. Sau đó Metcalfe đi đầu trong việc xây dựng liên minh giữa Xerox, Digital và Intel để thiết lập chuẩn Ethernet với tốc độ 10 Mbps và được IEEE thông qua. Năm 1979 Metcalfe thành lập công ty riêng là 3Com, với mục tiêu phát triển và thương mại hóa các công nghệ mạng, kể cả công nghệ Ethernet. Cụ thể 3Com đã bán sản phẩm card mạng Ethernet cho các máy tính IBM PC ngày càng trở nên phổ biến. Metcalfe rời 3Com khi 3Com có 2000 nhân viên, trị giá 400 triệu đô la thu nhập. Tháng 1 năm 2000, 3Com có vốn lên tới 15 tỷ USD và 13.000 công nhân.

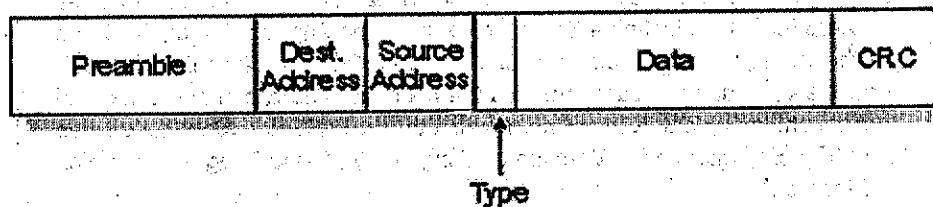
5.5.1 Những khái niệm cơ bản của Ethernet

Ngày nay Ethernet xuất hiện dưới nhiều hình thức. Mạng cục bộ Ethernet có thể có topo dạng bus hay dạng sao. Mạng cục bộ Ethernet có thể sử dụng cáp đồng trực hay cáp quang. Hơn nữa, Ethernet có thể truyền dữ liệu với các tốc độ khác nhau: 10Mbps, 100Mbps hay 1Gbps. Nhưng dù là Ethernet kiểu nào, tất cả các công nghệ Ethernet đều có một số đặc trưng quan trọng sau đây:

Cấu trúc frame Ethernet

Các công nghệ Ethernet khác nhau đều có chung cấu trúc frame. Cho dù công nghệ Ethernet sử dụng cáp đồng trực hay cáp quang, chạy với tốc độ 10Mbps, 100Mbps hay 1Gbps thì cấu trúc frame đều như nhau.

Frame Ethernet được minh họa trong Hình 5.27. Kiến thức về khuôn dạng frame Ethernet sẽ giúp chúng ta hiểu kỹ về Ethernet. Chúng ta xét việc gửi gói dữ liệu IP giữa hai máy tính trên cùng một mạng cục bộ Ethernet (Chú ý rằng Ethernet cũng có thể mang các gói dữ liệu tầng mạng khác IP). Giả sử A là adapter gửi có địa chỉ vật lý AA-AA-AA-AA-AA-AA và adapter nhận B có địa chỉ vật lý là BB-BB-BB-BB-BB-BB.



Hình 5.27 Khuôn dạng gói tin Ethernet

Adapter gửi đặt gói dữ liệu (IP datagram) trong frame Ethernet và gửi frame này xuống tầng vật lý. Adapter nhận sẽ nhận frame từ tầng vật lý, lấy ra gói dữ liệu IP và chuyển lên tầng mạng phía trên. Ở đây chúng ta chỉ nghiên cứu 6 trường trong frame Ethernet:

Trường dữ liệu (từ 46 đến 1500 byte): trường này chứa gói dữ liệu IP, MTU (Maximum Transfer Unit) của Ethernet là 1500 byte. Điều này có nghĩa là nếu gói dữ liệu IP vượt quá 1500 byte thì máy tính phải chia nhỏ gói dữ liệu ra (xem 4.4.4). Kích thước tối thiểu của trường này là 46 byte.

Điều này có nghĩa là nếu gói dữ liệu nhỏ hơn 46 byte, trường dữ liệu phải được “chèn” thêm một số dữ liệu giả cho đủ 46 byte. Khi bên gửi chèn thêm dữ liệu vào thì tầng mạng ở bên nhận cũng nhận được cả gói dữ liệu IP lẫn dữ liệu được chèn thêm vào, khi đó nó phải sử dụng trường độ dài trong gói dữ liệu IP để loại bỏ phần thêm vào.

Địa chỉ đích (6 byte): Trường này chứa địa chỉ vật lý của adapter nhận (chẳng hạn BB-BB-BB-BB-BB-BB). Khi adapter B nhận bất kỳ frame nào, nó sẽ kiểm tra địa chỉ đích của frame. Nếu địa chỉ đích là BB-BB-BB-BB-BB-BB (địa chỉ của chính nó), hoặc địa chỉ quảng bá LAN (FF-FF-FF-FF-FF-FF) thì adapter mới chuyển gói tin datagram trong trường dữ liệu lên tầng mạng. Nếu không adapter sẽ loại bỏ frame (trong trường hợp này frame được gửi tới một adapter khác).

Địa chỉ nguồn (6 byte): Trường này chứa địa chỉ vật lý của adapter gửi frame, trong ví dụ này là AA-AA-AA-AA-AA-AA.

Trường kiểu (2 byte): Trường này cho phép Ethernet hỗ trợ nhiều giao thức tầng mạng khác nhau. Cần chú ý rằng máy tính có thể sử dụng nhiều giao thức tầng mạng (không chỉ có IP). Trên thực tế, máy tính nào đó có thể hỗ trợ nhiều giao thức tầng mạng và sử dụng các giao thức khác nhau cho những ứng dụng khác nhau. Vì thế khi nhận được một frame Ethernet, adapter B cần xác định giao thức tầng mạng nào sẽ nhận nội dung của trường dữ liệu. Những giao thức tầng mạng như IP, Novell IPX hoặc AppleTalk đều có một mã định danh (là một số) đã được chuẩn hóa. Hơn nữa, giao thức ARP cũng có một định danh. Trường kiểu trong tự trường protocol trong gói dữ liệu IP hay trường số hiệu công trong tầng giao vận; mục đích của tất cả các trường này là kết hợp giao thức ở tầng dưới với giao thức ở tầng trên nó.

Mã kiểm tra dư thừa vòng (Cyclic Redundancy Check -CRC) (4 byte): Như đã nêu trong phần 5.2.3, mục đích của trường CRC là cho phép adapter phát hiện liệu có lỗi nào trong frame nhận được hay không. Có nhiều nguyên nhân lỗi bit, chẳng hạn suy hao năng lượng điện tử của tín hiệu; tỏa nhiệt trong card Ethernet hay cáp mạng. Việc phát hiện lỗi được thực hiện như sau: Khi tạo ra frame Ethernet, máy tính A tính giá trị trường CRC dựa trên trường dữ liệu thực sự. Công việc kiểm tra tại B xem dữ liệu

thực sự và CRC có mâu thuẫn không được gọi là CRC check. Nếu việc kiểm tra CRC thất bại (nghĩa là nếu giá trị trường CRC không phù hợp với phần dữ liệu) thì máy tính B xác định trong frame có lỗi.

Lời mở đầu (preamble) (8 byte): Frame Ethernet bắt đầu với trường preamble 8 byte, trong đó bảy byte đầu tiên có giá trị là 10101010; byte thứ tám có giá trị 10101011. Bảy byte đầu tiên của phần mở đầu làm nhiệm vụ “đánh thức” adapter nhận và đồng bộ hóa dòng hò bên gửi với dòng hò bên nhận. Tại sao các dòng hò lại không đồng bộ hóa? Chú ý rằng adapter A truyền frame với tốc độ 10Mbps, 100Mbps hay 1Gbps phụ thuộc vào kiểu Ethernet. Tuy nhiên, adapter A chưa chắc đã truyền frame với tốc độ xác định mà với tốc độ nào đó. Adapter nhận có thể chốt đồng hò của adapter A bằng cách chốt tất cả các bit trong bảy byte đầu tiên. Hai bit cuối cùng trong byte thứ 8 (hai bit 1 liên tiếp nhau) báo cho adapter B biết rằng “dữ liệu quan trọng” chuẩn bị đến. Khi máy tính B thấy hai bit 1 liên tiếp nhau, nó biết rằng 6 byte tiếp theo là địa chỉ đích. Adapter có thể phát hiện frame đã được truyền xong khi không thấy dòng điện.

Dịch vụ không hướng nối, không tin cậy

Tất cả công nghệ Ethernet cung cấp cho tầng mạng **dịch vụ không hướng nối**. Nghĩa là khi adapter A muốn gửi gói dữ liệu đến adapter B, adapter A sẽ đặt gói dữ liệu trong frame và gửi frame đó vào LAN mà không cần “bắt tay” trước với adapter B. Dịch vụ không kết nối ở tầng 2 này tương tự với dịch vụ IP ở tầng 3 và dịch vụ UDP ở tầng 4.

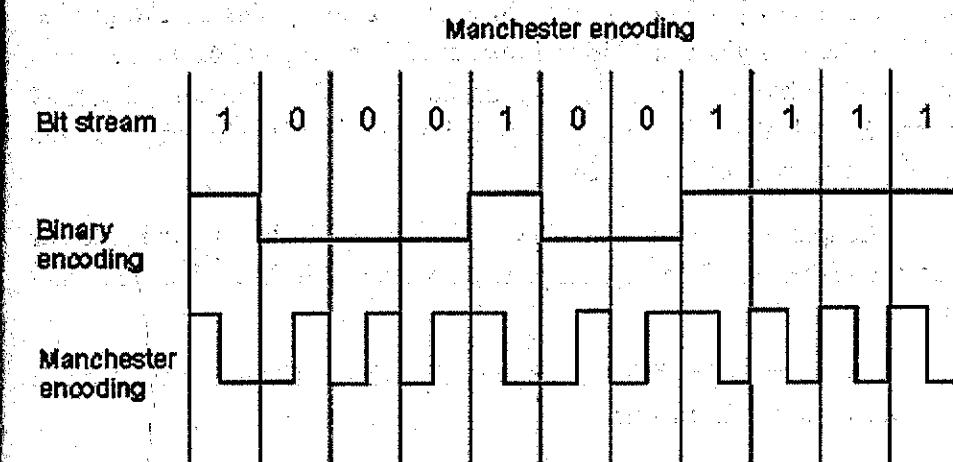
Công nghệ Ethernet cung cấp **dịch vụ không tin cậy** cho tầng mạng. Cụ thể, khi nhận được frame từ adapter A, adapter B sẽ không gửi phản hồi cho A. Adapter A không thể xác định liệu frame nó truyền đi có được nhận đúng hay không. Nếu phát hiện lỗi khi kiểm tra CRC, adapter B sẽ loại bỏ frame. Chính điều này giúp Ethernet đơn giản và rẻ. Nhưng dòng dữ liệu chuyển tới tầng mạng có thể bị gián đoạn.

Nếu có sự gián đoạn do một số frame Ethernet bị loại bỏ, giao thức tầng ứng dụng tại máy B có phát hiện được sự gián đoạn đó không? Như đã trình bày trong chương 3, điều này phụ thuộc việc ứng dụng sử dụng UDP hay TCP. Nếu ứng dụng dùng UDP thì giao thức tầng ứng dụng trong máy B

sẽ không phát hiện được gián đoạn trong dữ liệu. Mặt khác, nếu ứng dụng dùng TCP thì thực thể TCP trong máy B sẽ không gửi biên nhận cho những dữ liệu đã bị loại bỏ, do vậy thực thể TCP trong máy A sẽ gửi lại. Chú ý rằng khi TCP gửi lại dữ liệu, thì cuối cùng dữ liệu cũng sẽ đi qua các adapter Ethernet. Và như vậy Ethernet truyền lại dữ liệu. Tuy nhiên Ethernet không biết rằng nó đang truyền lại mà coi rằng đó là một gói dữ liệu mới.

Giải tần cơ sở và mã hóa Manchester

Ethernet sử dụng băng tần cơ sở (baseband) nghĩa là adapter gửi tín hiệu số trực tiếp vào kênh truyền dùng chung. Card giao diện không dịch chuyển tín hiệu sang dải tần số khác như trong ASDL và các hệ thống cáp modem. Ethernet sử dụng mã hóa Manchester (Hình 5.28). Trong phương pháp mã hóa Manchester, mỗi bit ứng với một quá trình chuyển trạng thái (transition); bit 1 chuyển từ trên xuống dưới, bit 0 chuyển từ dưới lên trên. Lý do sử dụng mã hóa Manchester là đồng hồ của adapter gửi và nhận không đồng bộ hoàn toàn với nhau. Khi xuất hiện sự chuyển ngay trong phân giữa mỗi bit, máy tính nhận có thể đồng bộ đồng hồ của nó với đồng hồ của máy tính gửi. Sau khi đồng hồ của adapter nhận được đồng bộ hóa, phía nhận có thể thu được tín hiệu của mỗi bit và xác định nó là 0 hay 1. Mã hóa Manchester được sử dụng nhiều trong tầng vật lý chứ không phải trong tầng liên kết dữ liệu.



Hình 5.28 Mã hóa Manchester

5.2.2 CSMA/CD: Giao thức đa truy cập của Ethernet

Các nút trên mạng cục bộ Ethernet được kết nối qua một kênh truyền quang bá dùng chung, vì vậy khi adapter gửi đi một frame, tất cả các adapter trên LAN đều nhận được frame. Như chúng ta đã đề cập trong phần 5.3, Ethernet dùng thuật toán đa truy cập CSMA/CD. Chú ý rằng CSMA/CD sử dụng các cơ chế sau:

- Adapter có thể bắt đầu truyền tại bất kì thời điểm nào, nghĩa là không chia khoảng thời gian.
- Adapter không bao giờ truyền frame khi thấy có adapter khác đang truyền (cảm nhận sóng mang).
- Adapter đang truyền chấm dứt truyền ngay khi phát hiện ra adapter khác cũng đang truyền (phát hiện xung đột).
- Trước khi cố gắng thử truyền lại, adapter đợi một khoảng thời gian ngẫu nhiên tương đối nhỏ.

Những cơ chế này giúp hiệu suất của CSMA/CD được cải thiện đáng kể so với slotted ALOHA khi vận hành trong môi trường LAN. Trong thực tế, nếu thời gian để tín hiệu lan truyền giữa hai nút là rất nhỏ thì hiệu suất của CSMA/CD có thể đạt tới 100%. Nhưng chú ý rằng cơ chế thứ hai và thứ ba kể trên yêu cầu adapter Ethernet có khả năng (1) cảm nhận được khi nào thì có một adapter khác đang truyền và (2) phát hiện xung đột trong khi truyền. Adapter Ethernet thực hiện hai nhiệm vụ này bằng việc đo mức điện áp trước và trong khi truyền.

Adapter dùng giao thức CSMA/CD không cần kết hợp với adapter khác trên Ethernet. Trên một adapter, giao thức CSMA/CD làm việc như sau:

- Adapter nhận PDU tầng mạng, tạo ra frame Ethernet và đặt frame vào trong bộ đệm của adapter.
- Nếu adapter cảm nhận kênh truyền rỗng (không có năng lượng tín hiệu trên kênh truyền) thì adapter bắt đầu truyền. Nếu adapter thấy kênh

truyền bận, nó sẽ đợi cho đến khi không phát hiện được năng lượng tín hiệu và sau đó bắt đầu truyền.

- Trong khi truyền, adapter kiểm tra xem có năng lượng tín hiệu đến từ adapter khác hay không. Nếu sau khi đã truyền xong frame mà không phát hiện được năng lượng trên đường truyền thì có thể xem frame được truyền thành công.

- Nếu adapter phát hiện năng lượng tín hiệu từ adapter khác trong khi đang truyền thì lập tức nó dừng lại không truyền và gửi đi tín hiệu báo nhiễu 48 bit (jam signal).

Sau khi dừng phát và gửi tín hiệu báo nhiễu, adapter sẽ thực hiện thuật toán exponential backoff. Khi truyền frame nào đó, nếu thấy frame đó bị xung đột n lần liên tiếp, adapter chọn một giá trị ngẫu nhiên K trong khoảng $(0, 1, 2, \dots, 2^m - 1)$ với $m = \min(n, 10)$. Sau đó adapter sẽ đợi $K * 512$ trước khi quay lại bước 2.

Sau đây chúng ta sẽ giải thích về giao thức CSMA/CD. Mục đích của tín hiệu báo nhiễu là bảo đảm tất cả các adapter đang truyền khác đều phát hiện ra xung đột. Xét ví dụ sau: giả sử adapter A bắt đầu truyền đi một frame và ngay trước khi tín hiệu từ A tới được adapter B, adapter B bắt đầu truyền. Do vậy B chỉ truyền được vài bit trước khi dừng lại không truyền tiếp. Vài bit này sẽ lan tỏa được đến A, nhưng chúng không tạo đủ năng lượng để A có thể phát hiện xung đột. Để đảm bảo A phát hiện được xung đột, B phải truyền thêm tín hiệu báo nhiễu dài khoảng 48 bit.

Tiếp theo ta xét tới thuật toán exponential backoff. Cần chú ý rằng thời gian để truyền đi một bit rất nhỏ: với tốc độ Ethernet 10Mbps, thời gian này là 0,1 microsecond. Xét ví dụ sau: giả sử adapter lần đầu tiên truyền đi một frame và trong khi truyền phát hiện có xung đột. Sau đó adapter sẽ chọn $K=0$ với xác suất 0,5 và chọn $K=1$ với xác suất 0,5. Nếu adapter chọn $K=0$ thì ngay lập tức nó sẽ nhảy đến bước 2 sau khi truyền đi tín hiệu báo nhiễu. Nếu adapter chọn $K=1$ thì nó sẽ đợi 51,2 microsecond trước khi quay lại bước 2. Sau xung đột lần thứ hai, K được chọn ngẫu nhiên giữa các giá trị $(0, 1, 2, 3)$ với xác suất bằng nhau, sau ba xung đột K sẽ được chọn ngẫu nhiên giữa các giá trị $(0, 1, 2, \dots, 7)$ với xác suất bằng nhau, sau nhiều hơn

mười xung đột K được chọn ngẫu nhiên giữa các giá trị $(0,1,2,\dots,1023)$ với xác suất bằng nhau. Như vậy tổng số giá trị K có thể lựa chọn tăng theo luỹ thừa cơ số 2 với số mũ là số lần xung đột cho (cho đến khi $N=10$).

Chuẩn Ethernet ánh định giới hạn khoảng cách giữa hai nút bất kỳ. Giới hạn này bảo đảm rằng nếu adapter A chọn giá trị K thấp hơn giá trị K của tất cả các adapter khác liên quan đến xung đột trong pha trước thì A có thể truyền đi frame mà không bị xung đột nữa.

Tại sao lại sử dụng thuật toán exponential backoff ? Tại sao không chọn K trong khoảng $\{0,1,2,3,4,5,6,7\}$ sau mọi xung đột. Lý do sau khi adapter gấp xung đột lần đầu tiên, nó không hình dung được có bao nhiêu adapter liên quan đến xung đột đó. Nếu chỉ có một số lượng nhỏ adapter thì chắc chắn K sẽ được chọn trong một tập hợp hạn chế. Ngược lại, nếu có nhiều adapter liên quan thì K được chọn trong một tập hợp lớn hơn. Bằng cách tăng kích cỡ của tập hợp sau mỗi xung đột, adapter sẽ thích nghi được với nhiều hoàn cảnh.

Chúng ta cần chú ý thêm rằng mỗi lần adapter chuẩn bị frame mới để gửi đi, nó sử dụng thuật toán CSMA/CD nói trên. Cụ thể adapter không quan tâm tới bất kỳ xung đột nào trước đó. Do vậy, rất có khả năng adapter với frame mới có thể truyền xen vào trong khi một vài adapter khác đang trong trạng thái exponential backoff.

Hiệu suất Ethernet

Khi chỉ có một nút có frame để truyền, nút đó có thể truyền với tốc độ tối đa (10Mbps , 100Mbps hoặc 1Gbps). Tuy nhiên nếu nhiều nút cùng truyền thì tốc độ truyền thành công (effective rate) của kênh truyền có thể giảm đi đáng kể. Chúng ta định nghĩa hiệu suất (efficiency) của Ethernet là tỉ lệ thời gian không có xung đột trên kênh truyền khi có nhiều nút tích cực, mỗi nút cần truyền nhiều frame trong một khoảng thời gian dài. Để xác định hiệu suất gần đúng của Ethernet, giả sử t_{prop} là thời gian lớn nhất năng lượng tín hiệu lan tỏa giữa hai adapter. Giả sử t_{trans} là thời gian để truyền đi một frame Ethernet với độ lớn cực đại (xấp xỉ $1,2\text{ ms}$ với Ethernet 10 Mbps). Có thể xem [Lam 1980] và [Bertsekas 1991] để xác định công thức tính. Ở đây chúng ta sử dụng công thức:

$$\text{Efficiency} = \frac{1}{1 + 5t_{prop}/t_{trans}}$$

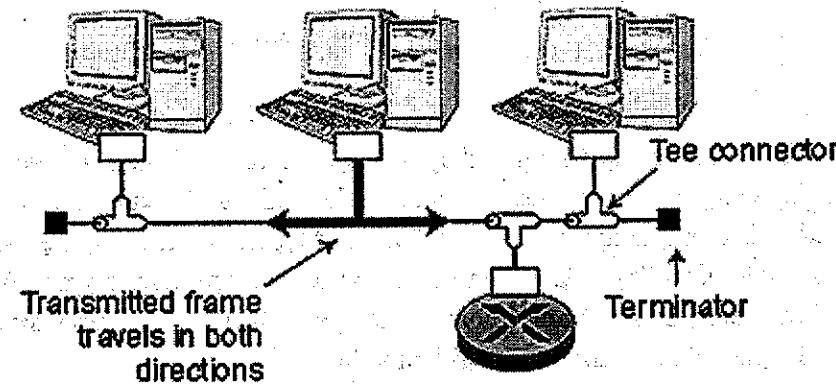
Từ công thức này chúng ta thấy nếu t_{prop} đạt tới 0 thì hiệu suất đạt tới 1. Điều này cũng rất hợp lý: nếu thời gian trễ là 0 thì các nút xung đột sẽ lập tức bỏ dở mà không lãng phí kênh truyền. Khi t_{trans} trở lên rất lớn, hiệu suất đạt tới 1. Điều này cũng hiển nhiên vì khi frame có được kênh truyền nó sẽ chiếm dụng kênh truyền trong khoảng thời gian dài, như vậy kênh truyền hầu như lúc nào cũng trong trạng thái làm việc.

5.5.3 Những công nghệ Ethernet

Phần lớn những công nghệ Ethernet phổ biến ngày nay là 10Base2 sử dụng cáp đồng trục dày (thin coaxial cable) có topo dạng bus, tốc độ truyền là 10Mbps ; 10BaseT sử dụng cáp đồng trục, topo hình sao, tốc độ truyền là 10 Mbps ; 100BaseT sử dụng dây đồng xoắn, topo hình sao, tốc độ truyền là 100Mbps ; Gigabyte Ethernet sử dụng cá sợi quang hay dây đồng xoắn, truyền với tốc độ 1Gbps . Những công nghệ Ethernet này được chuẩn hóa bởi IEEE 802.3. Vì thế LAN Ethernet thường được gọi là 802.3 LAN.

Trước khi tiếp tục, chúng ta cần nói về bộ tiếp sức (repeater) - được sử dụng phổ biến trong mạng LAN cũng như các đường truyền trên khoảng cách xa. Repeater là thiết bị tầng vật lý xử lý trên từng bit riêng lẻ chứ không phải trên frame. Khi tín hiệu (biểu diễn bit 0 hoặc 1) đến từ một cổng, repeater tái tạo lại tín hiệu này bằng cách gia tăng cường độ năng lượng của tín hiệu và gửi tín hiệu đó qua tất cả các cổng còn lại. Repeater được sử dụng rộng rãi trong LAN để mở rộng phạm vi địa lý. Cần chú ý rằng trong Ethernet, repeater không có khả năng cảm nhận sóng mang hay thực hiện bất kỳ một chức năng nào của CSMA/CD, repeater chỉ tái tạo và gửi tín hiệu đến từ một cổng ra tất cả các cổng khác, kể cả trong trường hợp các cổng kia cũng đang có tín hiệu để truyền.

10Base2

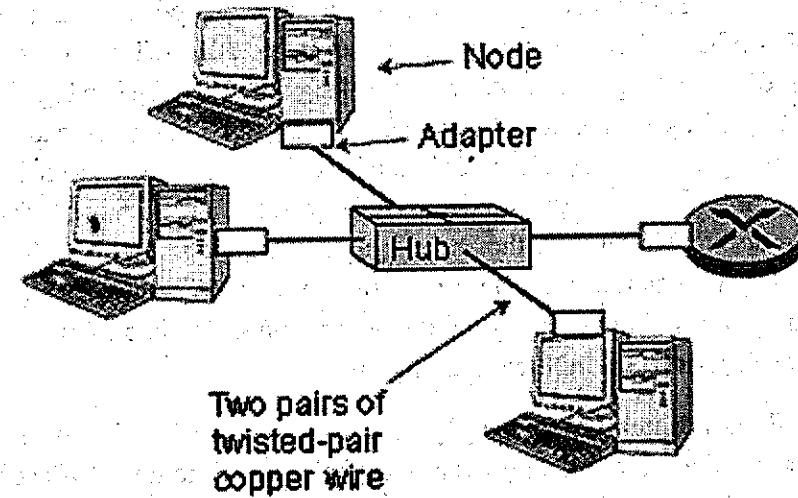


Hình 5.29 Ethernet 10Base2

10Base2 là một công nghệ Ethernet rất phổ biến. "10" trong 10Base2 có nghĩa là tốc độ truyền trong công nghệ này là 10 Mbps. "2" có ý nghĩa khoảng cách tối đa giữa hai trạm không có repeater ở giữa không vượt quá 200m. Hình 5.29 minh họa mạng Ethernet 10Base2. 10Base2 có topo dạng bus, các nút (chính xác hơn là các adapter) được kết nối trực tiếp vào một môi trường dùng chung – cáp đồng trực gãy (là loại cáp tương tự như cáp truyền hình nhưng mỏng và nhẹ hơn). Khi adapter gửi đi một frame, frame sẽ được truyền qua đầu nối chữ T (T connector). Sau đó frame sẽ lan tỏa theo hai hướng của dây dẫn. Trên đường đi, mỗi adapter sẽ nhận được một bản sao của frame (chính xác hơn là các adapter thu được các tín hiệu của frame). Khi đến điểm cuối cùng của dây dẫn, tất cả các tín hiệu sẽ bị terminator hấp thụ (riết tiêu). Chú ý rằng, do tất cả adapter đều có khả năng nhận mọi frame nên 10Base2 rõ ràng là môi trường quăng bá.

Nếu không có repeater, độ dài tối đa của bus là 185m. Nếu bus có độ dài lớn hơn, suy hao tín hiệu sẽ làm hệ thống hoạt động không chính xác. Ngoài ra nếu không có repeater, số lượng tối đa các nút là 30. Người ta sử dụng repeater để nối các đoạn 10Base2 liên tiếp nhau, mỗi đoạn có thể có 30 máy và dài 185m. Chỉ có thể sử dụng tối đa 4 repeater – do đó có 5 đoạn 10Base2.

10BaseT và 100BaseT



Hình 5.30 Topo dạng sao 10BaseT và 100BaseT

10BaseT và 100BaseT là hai công nghệ tương tự nhau. Điểm khác biệt quan trọng nhất là tốc độ truyền của 10BaseT là 10Mbps trong khi tốc độ truyền của Ethernet 100BaseT là 100Mbps. 10BaseT và 100BaseT là công nghệ được sử dụng rất phổ biến hiện nay. Chúng có topo dạng sao, như minh họa trên Hình 5.30. Trong topo hình sao có một thiết bị trung tâm được gọi là hub (đôi khi gọi là bộ tập trung - concentrator). Adapter trên mỗi nút có kết nối trực tiếp đến hub. Kết nối này gồm hai cặp dây đồng xoắn đôi, một để truyền và một để nhận. Tại mỗi đầu của kết nối có một connector (bộ nối) RJ-45 - giống như connector RJ-45 được sử dụng cho điện thoại thông thường. Chữ "T" trong 10BaseT và 100BaseT là viết tắt của "Twisted pair". Đối với 10BaseT và 100BaseT, khoảng cách tối đa giữa adapter và hub là 100m, vì vậy độ dài lớn nhất giữa hai nút là 200m. Chúng ta sẽ trình bày trong phần sau, khoảng cách này có thể được tăng nếu sử dụng các thiết bị như hub, bridge, switch.

Về bản chất, hub là repeater vì khi nhận được tín hiệu từ adapter, hub sẽ gửi tín hiệu đó đến tất cả các adapter khác. Theo cách này, mỗi adapter có thể (1) cảm nhận kênh truyền để xác định liệu kênh truyền có rỗi không và (2) phát hiện xung đột trong khi đang truyền dữ liệu. Nhưng hub được dùng phổ biến do có khả năng trợ giúp việc quản trị mạng. Ví dụ, nếu

adapter trực trặc và tiếp tục gửi frame Ethernet (gọi là jabbering adapter) thì mạng 10Base2 Ethernet sẽ sụp đổ vì không adapter nào có khả năng truyền thông nữa. Nhưng điều này không xảy ra với mạng 10BaseT vì hub sẽ phát hiện vấn đề và ngưng kết nối tới adapter đang trực trặc. Tính năng này có tính chất tự động, có nghĩa là không cần sự can thiệp bằng tay của người quản trị mạng. Hơn thế nữa, hầu hết hub có thể thu thập và báo cáo thông tin đến máy tính có kết nối trực tiếp đến hub. Máy tính kiểm tra này sẽ sử dụng giao diện đồ họa hiển thị các thông tin trạng thái của hub như băng thông, tỉ lệ xung đột, kích thước trung bình của frame v.v. Người quản trị mạng có thể sử dụng thông tin này không chỉ để kiểm tra và khắc phục lỗi mà còn để lập kế hoạch phát triển LAN trong tương lai.

Nhiều adapter Ethernet ngày nay là adapter 10/100 Mbps. Tức là chúng ta có thể sử dụng được dùng cả hai kiểu Ethernet: 10BaseT và 100BaseT. 100BaseT, đặc trưng của nó là sử dụng loại cáp xoắn kiểu 5 (loại cáp chất lượng cao với nhiều vỏ). Khác 10Base2 và 10BaseT, 100BaseT không sử dụng phương pháp mã hoá Manchester mà sử dụng phương pháp 4B5B có hiệu suất cao hơn: mỗi nhóm 5 chu kỳ đồng hồ được sử dụng để mã hóa 4 bit và cung cấp đủ thông tin cho phép đồng bộ hoá đồng hồ.

Chú ý rằng cả hai công nghệ 10BaseT và 100BaseT đều có thể sử dụng cáp quang. Cáp quang thường được sử dụng để kết nối đến hub. Giá thành của cáp quang cao do giá thành connector nhưng ưu điểm là khả năng chống nhiễu tuyệt vời. Chuẩn IEEE 802 cho phép LAN có thể trải rộng trên vùng địa lý lớn nếu sử dụng cáp quang để nối các nút nằm trên trục chính (backbone).

Gigabit Ethernet

Gigabit Ethernet là sự mở rộng của chuẩn Ethernet 10BaseT và 100BaseT. Với tốc độ truyền dữ liệu dạng thô là 1000 Mbps, Gigabit Ethernet vẫn duy trì khả năng tương thích hoàn toàn với các thiết bị Ethernet kiểu cũ. Chuẩn Gigabit Ethernet (IEEE802.3x), thực hiện các công việc sau:

- Sử dụng khuôn dạng frame Ethernet chuẩn (Hình 5.27), tương thích với công nghệ 10BaseT và 100BaseT. Điều này cho phép dễ dàng tích hợp Gigabit Ethernet vào các cơ sở đã cài đặt các thiết bị Ethernet

- Cho phép đường truyền point-to-point cũng như kênh truyền quang bá dùng chung. Đường truyền point-to-point dùng switch (xem phần 5.6) trong khi kênh truyền quang bá sử dụng hub giống 10BaseT và 100BaseT. Trong thuật ngữ Gigabit Ethernet, hub được gọi là “buffered distributors”.

- Sử dụng CSMA/CD cho kênh truyền quang bá dùng chung. Để đạt được hiệu suất mong muốn, khoảng cách lớn nhất giữa các nút bị hạn chế chặt chẽ.

- Kênh truyền point-to-point có đặc tính song công, mỗi hướng truyền với tốc độ 1 Gbps.

- Giống 10BaseT và 100BaseT, Ethernet Gigabit có topo dạng sao với hub hoặc switch ở trung tâm (switch Ethernet sẽ được thảo luận trong phần 5.6). Gigabit Ethernet thường được sử dụng trên các backbone (trục chính) kết nối nhiều mạng cục bộ Ethernet 10BaseT và 100BaseT. Gigabit Ethernet có thể sử dụng loại cáp 5UTP hoặc cáp quang.

5.6 HUB, BRIDGE VÀ SWITCH

Cơ quan - các công ty, trường đại học - có đặc điểm gồm nhiều bộ phận con, mỗi bộ phận có mạng cục bộ Ethernet riêng. Tất nhiên, cơ quan muốn kết nối mạng cục bộ của các bộ phận. Trong mục này chúng ta nghiên cứu một số hướng tiếp cận để kết nối các LAN với nhau. Chúng ta sẽ nghiên cứu ba hướng tiếp cận: sử dụng hub, bridge và switch.

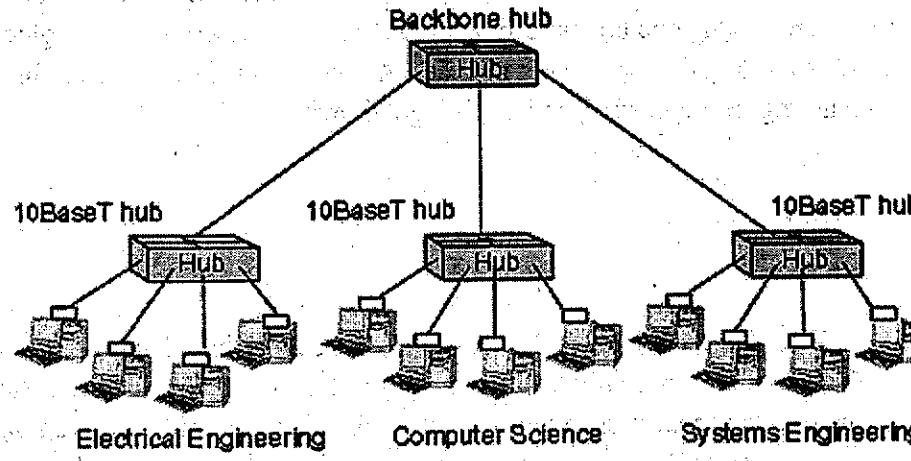
5.6.1 Hub

Cách đơn giản nhất để kết nối LAN là sử dụng hub. Hub là thiết bị đơn giản sao chép tín hiệu đến từ một cổng ra tất cả các cổng còn lại. Bản chất của hub là repeater, thao tác trên bit, vì thế chúng là thiết bị ở tầng vật lý. Khi bit đi vào một cổng, hub sẽ truyền bit này qua tất cả các cổng khác.

Hình 5.31 minh họa kết nối mạng LAN của ba khoa trong một trường đại học qua hub. Mỗi khoa có một mạng Ethernet 10BaseT để cung cấp và sinh viên của khoa sử dụng. Mỗi máy tính của khoa kết nối điểm đến hub. Hub thứ tư, được gọi là backbone hub (hub trục chính) có kết nối điểm đến điểm đến các hub của khoa được sử dụng để liên kết LAN của ba khoa. Thiết kế được chỉ ra trong Hình 5.31 là thiết kế **hub nhiều tầng** (multi-tier hub design) vì các hub được tổ chức trong hệ thống phân cấp. Có thể tạo thiết kế nhiều tầng - ví dụ, một tầng dành cho cấp Khoa, một tầng dành cho các trường trong trường đại học lớn (ví dụ: Trường công nghệ, trường kinh tế ...) và một tầng ứng với mức cao nhất của trường.

Trong thiết kế nhiều tầng, chúng ta coi toàn bộ mạng liên kết với nhau là mạng cục bộ LAN và coi mỗi phân mạng LAN ứng với một khoa (nghĩa là hub của khoa và các máy tính nối tới hub đó) là **LAN segment**. Chú ý rằng tất cả LAN segment trong Hình 5.31 thuộc về cùng một vùng xung đột, nghĩa là bất cứ lúc nào nhiều nút trên LAN truyền dữ liệu tại cùng một thời điểm thì sẽ phát sinh xung đột và tất cả những nút liên quan bắt đầu quá trình “exponential backoff”.

Mạng cục bộ cấp khoa liên kết tới hub trục chính có nhiều ưu điểm. Đầu tiên và quan trọng nhất, nó cung cấp môi trường truyền thông giữa các khoa với nhau. Thứ hai, nó mở rộng khoảng cách tối đa giữa bất cứ cặp nút nào trên LAN. Ví dụ, với 10BaseT khoảng cách lớn nhất giữa nút và hub là 100m; vì thế trong LAN segment, khoảng cách lớn nhất giữa hai nút lên tới 200m.



Hình 5.31 Kết nối qua hub

Nếu kết nối qua hub, khoảng cách tối đa này có thể được mở rộng vì khoảng cách giữa các hub kết nối trực tiếp với nhau có thể là 100m khi sử dụng cáp xoắn đôi (và khoảng cách này sẽ tăng khi dùng cáp quang). Ưu điểm thứ ba là thiết kế nhiều tầng giảm nguy cơ sụp đổ của toàn hệ thống. Giả sử nếu bất kỳ hub của khoa nào đó bị trục trặc, hub trục chính có thể phát hiện vấn đề và phong tỏa kết nối tới hub khoa đó, như vậy các khoa còn lại vẫn có thể tiếp tục hoạt động và truyền thông trong khi hub bị lỗi không hoạt động.

Tuy vậy hub cũng có nhược điểm. Đầu tiên và có lẽ quan trọng nhất là khi sử dụng hub trung tâm, miền xung đột của mạng cục bộ của từng khoa trở thành miền xung đột chung của toàn bộ hệ thống. Xét ví dụ minh họa trên Hình 5.31. Trước khi kết nối ba khoa, mạng cục bộ mỗi khoa có băng thông cực đại là 10Mbps, vì vậy thông lượng toàn bộ tối đa của 3 LAN là 30Mbps. Nhưng khi mạng LAN của ba khoa được kết nối vào hub trung tâm, tất cả máy tính của ba khoa thuộc về cùng một miền xung đột, và thông lượng bị giảm xuống 10Mbps.

Hạn chế thứ hai là nếu các khoa khác nhau sử dụng các công nghệ Ethernet khác nhau thì không có khả năng để kết nối chúng vào hub trung tâm. Ví dụ, nếu một khoa sử dụng 10BaseT và các khoa còn lại sử dụng 100BaseT, thì không thể kết nối chúng với nhau vì hub về bản chất là repeater.

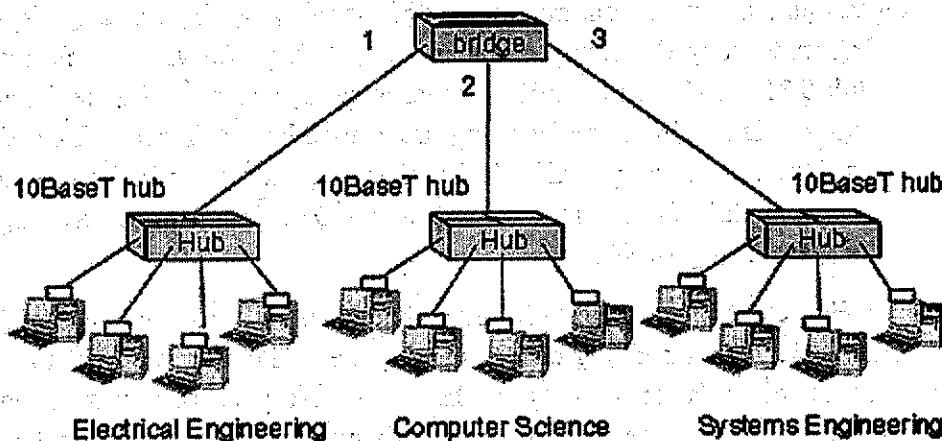
Hạn chế thứ ba là mỗi công nghệ Ethernet (10Base2, 10BaseT, 100BaseT, ...) có giới hạn về số nút, khoảng cách tối đa giữa hai máy tính trong miền xung đột và số tầng tối đa trong thiết kế nhiều tầng. Những hạn chế này hạn chế tổng số máy tính có thể kết nối đến mạng cục bộ cũng như phạm vi địa lý của mạng cục bộ nhiều tầng.

5.6.2 Bridge

Khác với hub (là thiết bị tầng vật lý), bridge có thể xử lý trên frame Ethernet, vì vậy nó là thiết bị tầng 2. Thực tế, bridge chính là thiết bị chuyên mạch gói thực hiện việc chuyển và lọc frame căn cứ trên địa chỉ vật lý. Khi

frame đến từ một cổng nào đó của bridge, bridge không gửi frame đến tất cả các cổng khác. Bridge sẽ xác định địa chỉ đích tầng 2 (địa chỉ vật lý) của frame và chuyển frame đến cổng duy nhất dẫn về đích.

Hình 5.32 minh họa ba khoa trong ví dụ trước kết nối tới bridge. Ba chữ số bên cạnh bridge là số thứ tự các cổng của bridge. Khi các khoa được kết nối qua bridge như trong hình 5.27 chúng ta vẫn coi mạng kết nối toàn bộ là LAN và mạng của mỗi khoa là LAN segment giống như ở phần trước. Nhưng khác với thiết kế hub nhiều tầng trong hình 5.26, mỗi LAN segment bây giờ là một miền xung đột đã được cô lập.



Hình 5.32 Kết nối bằng Bridge

Bridge có thể khắc phục nhiều vấn đề của hub. Thứ nhất, bridge cho phép truyền thông giữa các khoa trong khi cô lập miền xung đột của mỗi khoa. Thứ hai, bridge có thể kết nối các công nghệ LAN khác nhau (Ethernet 10Mbps và 100Mbps chẳng hạn). Thứ ba, không bị giới hạn về khoảng cách tối đa trong mạng cục bộ khi sử dụng bridge để kết nối các LAN segment. Về lý thuyết mà nói sử dụng bridge có thể xây dựng một mạng LAN trải rộng trên toàn thế giới.

Bridge Forwarding và Filtering (chuyển tiếp và lọc)

Lọc (Filtering) là khả năng xác định liệu sẽ chuyển tiếp frame đến cổng nào đó hay loại bỏ luôn frame. **Chuyển tiếp (Forwarding)** là khả năng xác định cổng tiếp để chuyển frame đi. Bridge thực hiện hai chức năng

này nhờ bảng bridge (bridge table). Mỗi hàng trong bảng ứng với một nút đích trên mạng LAN. Tuy vậy bảng bridge không nhất thiết phải chứa tất cả các hàng cho mọi nút trong mạng. Mỗi hàng trong bảng bridge gồm có (1) địa chỉ vật lý của nút, (2) cổng bridge có thể dẫn đến nút đó, (3) thời điểm thiết lập hàng đó trong bảng. Ví dụ về bảng bridge cho LAN trong Hình 5.32 được chỉ ra trong Hình 5.33. Mặc dù quá trình chuyển frame có vẻ tương tự quá trình chuyển gói dữ liệu datagram trong chương 4, nhưng chúng ta sẽ thấy ngay chúng hoàn toàn khác nhau. Ở đây, chú ý rằng địa chỉ bridge sử dụng là địa chỉ vật lý chứ không phải là địa chỉ của tầng mạng (IP). Chúng ta cũng thấy ngay bảng bridge được xây dựng khác với bảng định tuyến.

Address	Interface	Time
62-FE-F7-11-89-A3	1	9:32
7C-BA-B2-B4-91-10	3	9:36
....

Hình 5.33 Một phần bảng bridge cho LAN trong hình 5.26

Để hiểu chức năng lọc và chuyển tiếp làm việc như thế nào, giả sử frame với địa chỉ đích DD-DD-DD-DD-DD-DD đến bridge từ cổng x. Bridge tìm kiếm trên bảng lọc hàng ứng với địa chỉ vật lý DD-DD-DD-DD-DD để tìm ra cổng y tương ứng - là cổng sẽ dẫn đến nút có địa chỉ đích DD-DD-DD-DD-DD-DD. Chúng ta sẽ thấy điều gì sẽ xảy ra nếu không có giao diện y như thế trong bảng:

- Nếu $x = y$, thì frame đến từ segment chứa adapter DD-DD-DD-DD-DD-DD. Không cần chuyển frame đến bất kỳ cổng nào khác, bridge thực hiện chức năng lọc bằng cách loại bỏ frame.

- Nếu $x \neq y$ thì frame cần được gửi đến segment nào đó qua cổng y. Bridge thực hiện chức năng chuyển tiếp bằng cách đặt frame vào bộ đệm ra của cổng y.

Những quy tắc đơn giản này cho phép bridge cô lập các miền xung đột của các LAN segment khác nhau. Những quy tắc này cũng cho phép hai cặp thiết bị trên hai segment khác nhau truyền đồng thời mà không bị xung đột.

Xét những qui tắc này cho mạng minh họa trên Hình 5.32 và bảng bridge tương ứng trên Hình 5.33. Giả sử frame với địa chỉ đích 62-EF-F7-11-89-A3 được gửi đến bridge qua cổng 1. Bridge kiểm tra bảng và thấy rằng đích nằm trên LAN segment được kết nối đến cổng 1 (là mạng LAN của khoa Electrical Engineering). Điều này có nghĩa là frame thực sự đã được quảng bá trên LAN segment này. Do vậy bridge sẽ lọc frame (nghĩa là, loại bỏ frame – vì thực sự máy tính đích cũng đã nhận được frame này rồi). Giả sử frame với địa chỉ đích như vậy đến từ cổng 2. Bridge lại kiểm tra bảng và thấy rằng đích nằm ở trên hướng ứng với cổng 1, do đó bridge chuyển frame ra cổng 1. Rõ ràng rằng nếu bridge đầy đủ và chính xác, bridge cho phép truyền thông giữa các khoa nhưng cô lập các miền xung đột.

Khi có frame để gửi chuyển tiếp, hub (hoặc repeater) gửi frame lên trên đường truyền mà không quan tâm xem có thiết bị nào khác đang chiếm dụng đường truyền không. Trái lại, bridge sẽ sử dụng thuật toán CSMA/CD trong phần 5.3 khi cần gửi đi frame. Tức là bridge sẽ không truyền ngay nếu như có nút khác trên LAN segment cũng đang truyền; hơn nữa, bridge cũng sử dụng thuật toán exponential backoff khi có xung đột. Vì vậy, cổng của bridge hoạt động giống như adapter của nút. Nhưng về mặt kỹ thuật mà nói, bridge không phải là adapter vì chúng không có địa chỉ vật lý. Chú ý rằng adapter của nút luôn luôn chèn địa chỉ vật lý của nó vào trường địa chỉ nguồn trong tất cả các frame nó gửi đi. Điều này cũng đúng cho adapter của router. Ngược lại bridge không thay đổi địa chỉ nguồn của frame.

Một tính năng quan trọng của bridge là khả năng kết nối các LAN segment sử dụng những công nghệ Ethernet khác nhau. Ví dụ nếu trong Hình 5.32, khoa Electrical Engineering sử dụng Ethernet 10BaseT, Khoa Computer Science sử dụng Ethernet 100BaseT và khoa System Engineering sử dụng Ethernet 10BaseT thì bridge có thể kết nối cả 3 segment trên. Với bridge Ethernet Gigabit có thể sử dụng đường truyền 1 Gbps nối tới router. Như chúng ta đã đề cập ban đầu, hub không có tính năng có thể kết nối các công nghệ với tốc độ truyền khác nhau.

Khi sử dụng bridge làm thiết bị kết nối, thì về lý thuyết LAN không bị giới hạn bởi phạm vi địa lý. Trên lý thuyết chúng ta có thể xây dựng mạng LAN trải rộng toàn cầu bằng kết nối các hub qua bridge. Theo thiết kế

này, mỗi hub là một miền xung đột và do đó LAN không bị giới hạn. Tuy nhiên sau đây chúng ta sẽ thấy rằng trong mạng lớn người ta sẽ kết nối qua router, chứ không sử dụng bridge.

Tự học (Self-Learning)

Đặc tính tuyệt vời (nhất là đối với những người quản trị mạng) của bridge là khả năng tự học. Bảng lọc của bridge được xây dựng tự động mà không cần bất cứ sự can thiệp nào từ phía người quản trị. Nói cách khác, bridge có khả năng tự học. Khả năng này được thực hiện như sau:

Bảng bridge khởi đầu là rỗng.

Khi frame đến cổng nào đó và địa chỉ đích của frame không có trong bảng, thì bridge sẽ chuyển frame đến bộ đệm ra của tất cả các cổng còn lại (tại mỗi cổng, frame được truyền lên LAN segment nhờ CSMA/CD)

Khi nhận được frame, bridge lưu trữ: (1) địa chỉ vật lý trong trường địa chỉ nguồn của frame, (2) cổng nhận được frame, (3) thời gian hiện tại. Như vậy bridge ghi nhớ được vị trí LAN segment của nút gửi. Nếu nút nào đó trong LAN gửi frame qua bridge thì bridge sẽ xác định được cổng để đi đến nút đó.

Khi địa chỉ đích của frame có trong bảng, thì bridge chuyển frame đến cổng thích hợp.

Bridge sẽ xoá địa chỉ trong bảng nếu adapter có địa chỉ đó không tiếp tục gửi frame trong khoảng thời gian xác định. Theo cách này, nếu PC được thay thế bởi PC khác (với adapter khác) thì địa chỉ vật lý của PC trước sẽ bị bridge xoá.

Xét quá trình tự học của bridge trong Hình 5.32 và bảng bridge tương ứng trong Hình 5.33. Giả sử rằng tại thời điểm 9:39 bridge nhận được một frame có địa chỉ gửi là 01-12-23-45-56 đến cổng 2. Giả sử, địa chỉ này chưa có trong bảng, bridge sẽ bổ sung một hàng mới trong bảng như chỉ ra trên Hình 5.34.

- Tiếp tục với ví dụ này, giả sử rằng “tuổi thọ” của mỗi hàng trong bảng là 60 phút và máy tính với địa chỉ 62-FE-F7-11-89-A3 không gửi đi

bất kỳ frame nào qua bridge trong khoảng thời gian từ 9:32 đến 10:32 thì lúc 10:32, bridge sẽ xóa địa chỉ này khỏi bảng.

Bridge là thiết bị theo kiểu “cắm vào là chạy” (plug and play) bởi vì nó không cần sự can thiệp của người quản trị mạng. Người quản trị mạng chỉ cần cắm connector vào các cổng của bridge. Người quản trị mạng không cần thiết lập cấu hình cho bảng bridge trong thời gian cài đặt hay khi máy tính tách khỏi LAN segment. Do đặc tính này, bridge được xem là trong suốt (transparent).

Địa chỉ MAC	Interface	Time
01-12-23-34-45-56	2	9:39
62-FE-F7-11-89-A3	1	9:32
7C-BA-B2-B4-91-10	3	9:36
....

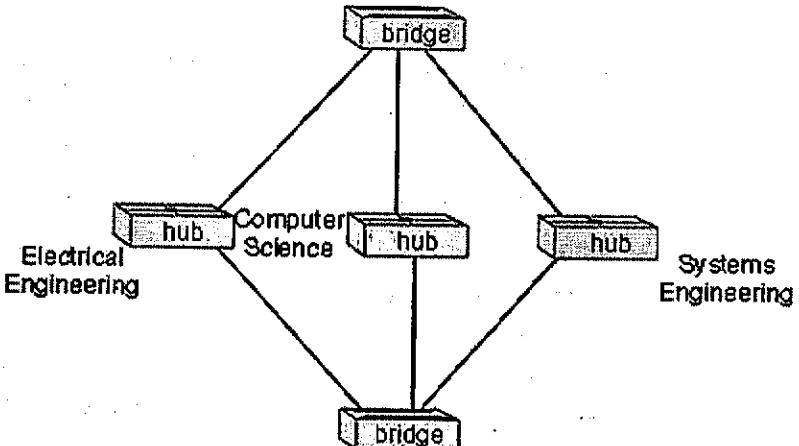
Hình 5.34 Bảng lọc của bridge

Spanning tree

Nếu hoàn toàn kết nối LAN segment theo kiểu phân cấp thì khi hub hoặc bridge gần đinh bị hỏng, thì một phần lớn LAN sẽ không được kết nối. Chính vì lý do này người ta thường xây dựng mạng với nhiều đường nối giữa các LAN segment. Một ví dụ về mạng như thế được minh họa trong Hình 5.35.

Nhiều đường dư thừa giữa các LAN segment làm giảm khả năng sụp đổ của toàn bộ hệ thống. Nhưng có nhiều đường dẫn giữa các segment cũng sẽ phát sinh ra nhiều vấn đề - một frames có thể di chuyển vòng quanh hay được nhân bản lên nhiều lần trong mạng cục bộ. Để hình dung ra điều này, giả sử bảng bridge trong hình 5.30 rỗng và máy tính trong khoa Electrical Engineering gửi frame đến máy tính trong khoa Computer Science. Khi frame đến hub Electrical Engineering, hub sẽ sinh ra hai bản sao của frame và gửi mỗi bản đến hai bridge. Khi mỗi bridge nhận được frame, nó sẽ tạo ra 2 bản sao của frame, một bản gửi đến hub của khoa System Engineering và

bản kia đến hub của khoa Computer Science. Vì cả hai bridge cùng làm như vậy, sẽ có 4 frame giống hệt nhau trong LAN. Frame có thể được nhân bản liên tục nếu bridge không biết nút nhận nằm ở đâu (chú ý rằng để địa chỉ vật lý của máy tính nhận có trong bảng lọc, thì trước đó máy tính nhận phải gửi đi một frame qua bridge). Trong trường hợp này, số bản sao của frame gốc tăng theo hàm số mũ, làm tràn ngập toàn bộ mạng.



Hình 5.35 Kết nối dư thừa

Để ngăn ngừa những tình huống nêu trên, bridge sử dụng giao thức **spanning tree**. Trong giao thức spanning tree, bridge truyền thông với bridge khác trên LAN để xác định spanning tree, nghĩa là, một tập con của topo ban đầu không có vòng lặp. Sau khi xác định được spanning tree, bridge chỉ kết nối với các cổng phù hợp để tạo spanning tree từ topo ban đầu. Ví dụ trong hình 5.30, spanning tree được hình thành bằng cách bridge phía trên phong tỏa kết nối cổng kết nối đến Electrical Engineering và bridge phía dưới phong tỏa cổng kết nối đến System Engineering. Với các cổng bị phong tỏa và loại bỏ được các vòng lặp, frame sẽ không lặp và nhân bản. Nếu khi nào đó một liên kết trong spanning tree bị lỗi, bridge có thể kết nối lại giao diện đã bị phong tỏa, kích hoạt thuật toán spanning tree lần nữa và xác định spanning tree mới.

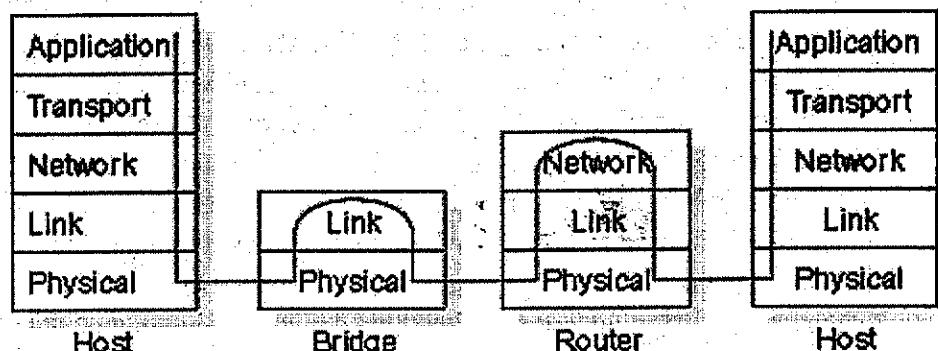
Phân biệt Bridge và Router

Như đã trình bày trong chương 4, router là thiết bị chuyển mạch gói theo kiểu store-and-forward và chuyển gói tin theo địa chỉ tầng mạng. Mặc

dù cũng là thiết bị chuyển mạch kiểu store-and-forward, nhưng điểm khác biệt cơ bản giữa bridge với router là bridge sử dụng địa chỉ vật lý. Như vậy router là thiết bị chuyển mạch gói ở tầng 3 trong khi bridge là thiết bị chuyển mạch gói ở tầng 2.

Người quản trị mạng sẽ phải lựa chọn giữa bridge và router khi cài đặt thiết bị kết nối. Ví dụ, với hệ thống mạng trong Hình 5.32, người quản trị mạng có thể lựa chọn router thay vì lựa chọn bridge. Thực vậy, router cũng sẽ cô lập ba miền xung đột trong khi vẫn cho phép truyền thông giữa các khoa. Như vậy cả bridge và router đều có thể làm thiết bị kết nối. Vậy ưu và nhược điểm gì của chúng là gì?

Đầu tiên ta xét về bridge. Như đã đề cập trên, bridge là thiết bị kiểu “cắm vào là chạy” - tính năng được tất cả các nhà quản trị mạng ưa thích. Bridge cũng có tốc độ lọc và chuyển gói dữ liệu cao – như minh họa trên Hình 5.35, bridge chỉ phải xử lý gói dữ liệu của tầng 2 trong khi router phải xử lý gói dữ liệu của tầng 3. Mặt khác, giao thức spanning tree hạn chế topo của toàn bộ mạng. Điều này có nghĩa là tất cả các frame chỉ được chuyển trên spanning tree, thậm chí khi có nhiều đường dẫn trực tiếp (nhưng bị phong tỏa) giữa nguồn và đích. Sự hạn chế của spanning tree cũng tập trung vào khả năng tải trên đường spanning tree khi nó có thể đã được lan truyền đến tất cả các đường truyền khác của mạng cũ. Hơn nữa bridge không đưa ra bất cứ sự bảo vệ nào để chống lại sự phát ra hàng loạt - nếu máy tính bị lỗi và truyền đi một luồng frame Ethernet liên tục, bridge sẽ chuyển tất cả những frame này khiến toàn bộ mạng có thể bị sụp đổ.



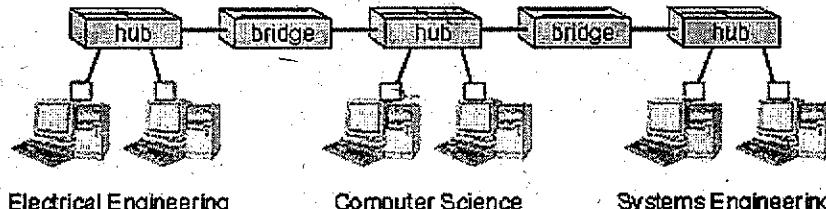
Hình 5.36 Luồng đi của gói dữ liệu trong máy tính, bridge và router

Bây giờ xét đến ưu và nhược điểm của router. Nói chung địa chỉ mạng thường phân cấp (không phẳng như địa chỉ vật lý), gói dữ liệu chắc chắn không quay vòng lại qua router ngay cả khi có nhiều đường đi (Thực sự gói dữ liệu có thể quay vòng nếu cấu hình bảng định tuyến của router bị đặt sai, nhưng như chúng ta đã học trong chương 4, IP sử dụng trường TTL trong tiêu đề gói dữ liệu để hạn chế chuyện này). Vì vậy, gói dữ liệu không bị giới hạn chuyển trong spanning tree, nó có thể sử dụng đường dẫn tốt nhất giữa nguồn và đích. Các router không bị giới hạn trong spanning tree nên Internet có thể có topo cực kỳ phong phú, ví dụ nhiều đường truyền giữa châu Âu và Bắc Mỹ. Một đặc tính quan trọng khác của router là tạo ra “firewall” (bức tường lửa) chống lại sự phát tán liên tục (quảng bá storm) ở tầng 2. Có lẽ yếu điểm duy nhất của router là không có khả năng “cắm vào là chạy” - cần cấu hình địa chỉ IP cho chúng và các máy tính kết nối đến chúng. Hơn nữa, thời gian xử lý gói tin của router thường lâu hơn bridge vì chúng phải xử lý các trường tiêu đề của tầng 3.

Với cả ưu và nhược điểm như đã thảo luận trên, vậy khi nào mạng sử dụng bridge, khi nào sử dụng router? Thông thường một mạng nhỏ gồm vài trăm máy tính nằm trên một số LAN segment chỉ cần sử dụng Bridge. Nhưng với những mạng lớn gồm hàng nghìn máy tính sẽ cần tới nhiều router bên trong mạng (bên cạnh bridge). Những router này cung cấp khả năng cô lập mạnh hơn, kiểm soát việc gửi trản ngập.

Kết nối LAN segment qua các trục chính (backbone)

Lại xét ví dụ kết nối mạng Ethernet trong 3 khoa trên Hình 5.37 với bridge. Thiết kế này sử dụng hai bridge, mỗi bridge có hai cổng. Bridge thứ nhất kết nối hai khoa Electrical Engineering và Computer Sciense. Bridge kia kết nối khoa Computer Science với Systems Engineering. Mặc dù, bridge hai cổng rất phổ biến do giá rẻ và đơn giản, nhưng mô hình thiết kế trong Hình 5.37 không được ưa chuộng. Có hai lý do, thứ nhất, nếu hub của Computer Science bị hỏng thì máy tính ở hai khoa Electrical Engineering và Systems Engineering không thể trao đổi được với nhau. Thứ hai truyền thông giữa hai khoa Electrical Engineering và System Engineering phải thông qua Computer Science, dễ gây xung đột trong LAN segment của Computer Science.

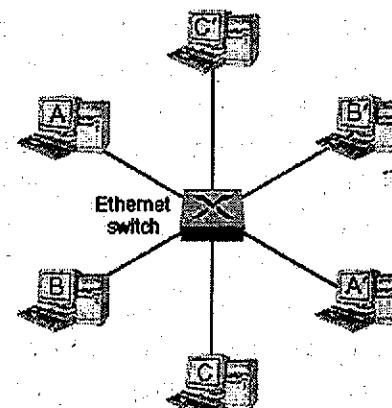


Hình 5.37 Kết nối không có backbone

Một nguyên tắc quan trọng định hướng dẫn việc kết nối các LAN segment khác là sử dụng đường trực chính (backbone) – là một mạng có kết nối trực tiếp đến tất cả các LAN segment. Khi LAN có một trực chính thì mỗi cặp LAN segment có thể truyền thông mà không cần thông qua LAN segment thứ ba. Trong thiết kế ở hình 5.37, bridge ba cổng đóng vai trò một backbone.

5.6.3. Switch

Cho đến giữa những năm 90 ba loại thiết bị kết nối mạng cục bộ được sử dụng chủ yếu là: hub (repeater), bridge, router. Gần đây, một thiết bị trở nên rất thông dụng là switch Ethernet. Switch Ethernet được hỗ trợ bởi ngành công nghiệp sản xuất thiết bị mạng. Về thực chất, switch là bridge nhiều cổng có hiệu suất cao. Giống bridge, switch chuyển và lọc frame căn cứ vào địa chỉ vật lý đích, tự động xây dựng bảng lọc khi có frame đi qua. Điểm khác biệt quan trọng nhất giữa bridge và switch là bridge có ít cổng (từ 2 đến 4) trong khi switch có thể có nhiều cổng hơn.

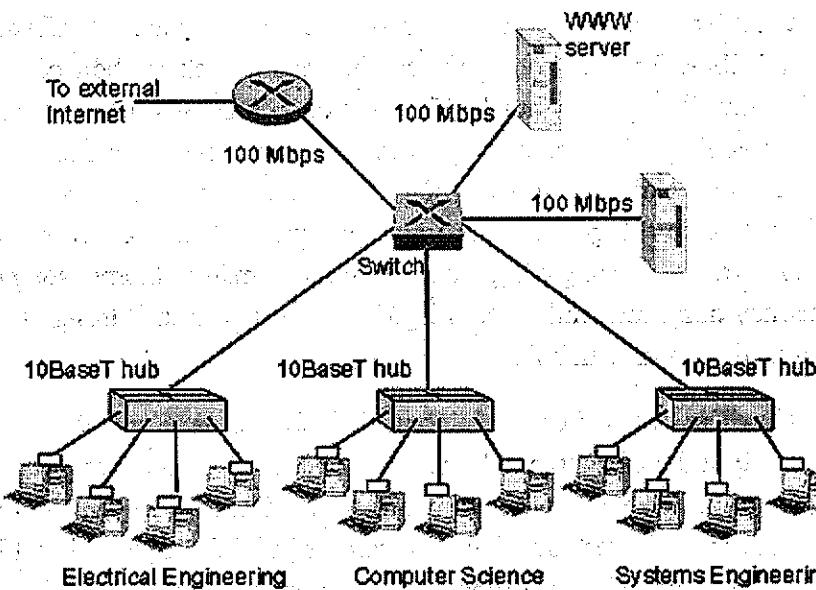


Hình 5.38 Switch Ethernet cung cấp truy cập Ethernet dành riêng đến 6 máy tính

Có thể mua switch có các cổng với tốc độ khác nhau 10 Mbps, 100 Mbps và 1Gbps. Ví dụ, một người có thể mua switch có bốn cổng 100 Mbps, hai mươi cổng 10 Mbps hoặc switch có bốn cổng 100 Mbps và một cổng 1 Gbps. Dĩ nhiên, nhiều cổng và tốc độ truyền của cổng càng cao thì switch càng đắt. Nhiều switch vận hành trong chế độ song công hoàn toàn, nghĩa là chúng có thể gửi và nhận frame tại cùng một thời điểm trên cùng một cổng. Với switch song công (cùng với bộ card mạng Ethernet song công trên các máy tính), máy tính A có thể gửi file đến máy tính B trong khi máy tính B gửi file đến máy tính A.

Ưu điểm của switch nhiều cổng là ở chỗ dễ dàng kết nối trực tiếp giữa các máy tính với switch. Khi có đường kết nối trực tiếp song công với switch, máy tính có thể truyền (và nhận) frame ở tốc độ truyền tối đa của adapter, đặc biệt adapter máy tính luôn cảm nhận kênh truyền rồi và không bao giờ bị xung đột. Trong trường hợp này, máy tính được xem có **đường dùng riêng (dedicated link)**. Trên Hình 5.38 switch Ethernet cung cấp đường dùng riêng cho 6 máy tính. Các đường truy cập dùng riêng này cho phép đồng thời A gửi file đến A' trong khi B đang gửi file đến B' và C đang gửi đến C'. Nếu mỗi máy tính sử dụng adapter card 10 Mbps thì toàn bộ băng thông của hệ thống là 30 Mbps. Nếu A và A' có adapter 100 Mbps và những máy tính còn lại có adapter 10 Mbps, thì băng thông có thể lên tới 120 Mbps.

Hình 5.39 minh họa cách kết nối một trường đại học với nhiều khoa và một số server quan trọng qua hub, switch và router. Trên Hình 5.39 mỗi khoa là một LAN segment sử dụng hub 10 Mbps. Vì mỗi hub có kết nối đến switch nên các khoa hoàn toàn có khả năng trao đổi dữ liệu với nhau. Server cho dịch vụ Web và email đều có đường dùng riêng 100 Mbps đến switch. Cuối cùng router sẽ kết nối toàn bộ hệ thống ra Internet, và router cũng có đường dùng riêng 100 Mbps đến switch. Chú ý switch này có ít nhất 3 cổng 10 Mbps và 3 cổng 100 Mbps.



Hình 5.39 Mạng cơ quan sử dụng phối hợp hub, switch và router

Chuyển mạch xuyên suốt (Cut – Through)

Ngoài việc có nhiều cổng, hỗ trợ nhiều môi trường và tốc độ truyền khác nhau, có chức năng quản trị mạng, các nhà sản xuất switch Ethernet thường quảng cáo sản phẩm của mình có khả năng gửi **xuyên suốt** (cut-through) chứ không phải kiểu store-and-forward như router và bridge. Khác biệt giữa store-and-forward và cut-through không lớn. Xét một gói dữ liệu chuyển qua thiết bị chuyển mạch (có thể là router, bridge hoặc switch). Gói tin đến switch từ một cổng nào đó và cần chuyển ra một cổng nào đó. Tại bộ đệm ở cổng ra của gói tin có thể có nhiều gói tin khác đang chờ chuyển. Khi đó store-and-forward và cut-through giống nhau. Hai công nghệ chuyển mạch này chỉ khác nhau khi bộ đệm cổng ra rỗng.

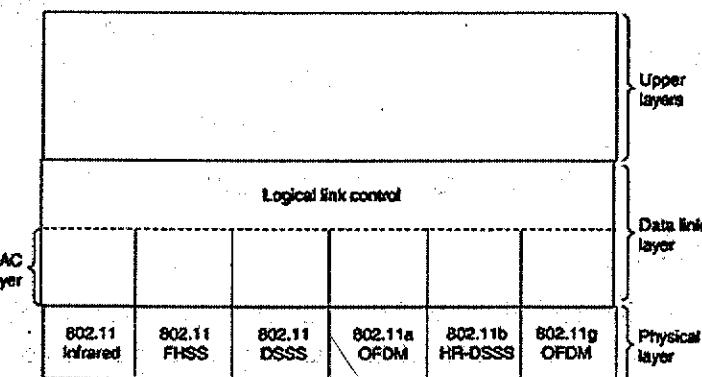
Khi gửi gói tin tới thiết bị chuyển kiểu store-and-forward, thiết bị sẽ thu và lưu trữ **toute bộ** gói tin trước khi chuyển lên đường ra. Trong trường hợp bộ đệm ở cổng ra rỗng, phải thu thập toàn bộ gói tin rồi mới được chuyển đi (store and forward), việc này sẽ góp phần làm tăng thời gian trễ. Giới hạn độ trễ này là L/R, trong đó L là độ dài của gói tin và R là tốc độ truyền của cổng đến. Chú ý rằng gói tin chỉ chịu độ trễ này nếu bộ đệm cổng ra rỗng trước khi toàn bộ gói tin đến switch.

Với chuyển mạch kiểu cut-through, nếu buffer rỗng trước khi toàn bộ gói tin đến, switch có thể bắt đầu gửi đi phần trước trong khi đang nhận phần sau của gói tin. Tất nhiên trước khi truyền gói tin trên cổng ra, phải xác định được trường địa chỉ đích. (Thời gian trễ này không thể tránh khỏi đối với tất cả các loại chuyển mạch vì switch phải xác định cổng ra thích hợp). Tóm lại, trong chuyển mạch kiểu cut-through, gói tin không cần được “lưu trữ” đầy đủ trước khi chuyển tiếp đi mà gói tin sẽ được chuyển ngay khi cổng ra rỗng. Nếu cổng ra nối với mạng đa truy cập có chung môi trường truyền với những máy tính khác (ví dụ nối đến hub) thì switch phải “lắng nghe” để kiểm tra kênh truyền có rỗng không trước khi chuyển.

5.8. MẠNG LAN KHÔNG DÂY

5.8.1 Giới thiệu chung

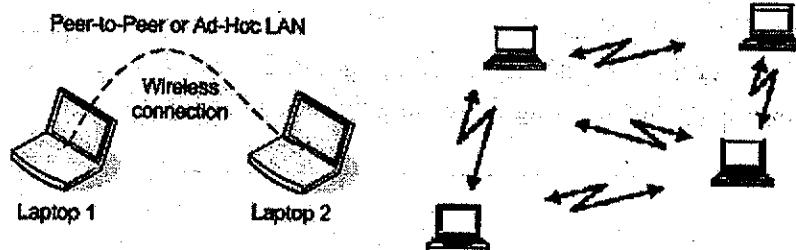
Các đặc tả về mạng LAN không dây ứng với tầng vật lý và tầng liên kết dữ liệu trong mô hình OSI. Thường tầng vật lý ở đây xác định việc sử dụng kênh truyền nào cũng như độ lớn của tín hiệu. Các chuẩn WLAN được IEEE đặc tả trong họ giao thức IEEE 802.11 chủ yếu sử dụng tia hồng ngoại hoặc dải phổ tự do. Dải phổ này còn được gọi là dải ISM (Industry, Science, Medicine) dùng trong các ứng dụng công nghiệp, khoa học và y tế.



Hình 5.40 Vị trí các tầng con trong mạng LAN không dây

Chuẩn 802.11 đưa ra năm 1997 xác định ba kỹ thuật truyền được sử dụng ở tầng vật lý. Kỹ thuật hồng ngoại (giống như trong các thiết bị điều khiển tivi từ xa). Hai kỹ thuật còn lại sử dụng sóng radio có bước sóng ngắn là công nghệ FHSS và DSSS. Băng tần hai công nghệ này là băng tần tự do (2.4GHz ISM). Tốc độ truyền theo những công nghệ này tương đối thấp (1-2 Mbps) và có phạm vi phủ sóng khá bé (để giảm thiểu xung đột). Đến năm 1999, hai kỹ thuật mới có tốc độ cao hơn được đưa ra là OFDM và HR-DSSS với tốc độ 54Mbps, 11Mbps tương ứng. Chú ý rằng các kỹ thuật này ứng với tầng Vật lý (Hình 5.40).

Nhiệm vụ của tầng liên kết dữ liệu ở đây là tổ chức việc truy cập đường truyền, đóng bộ hóa frame, kiểm soát tài nguyên. Cơ chế truy cập thực hiện chức năng điều phối phân tán (DCF – Distributed Coordination Function) được cài đặt ở tất cả các trạm (máy tính) có thiết bị thu phát không dây. Có hai kiểu thiết bị chính: Trạm di động (mobile station, chẳng hạn laptop) và Điểm truy cập (Access Point - AP, có nhiệm vụ chuyển tiếp dữ liệu giữa các trạm di động hay giữa trạm di động với mạng LAN cố định). Có hai kiểu kết nối của mạng LAN không dây: kiểu có cơ sở hạ tầng và kiểu không có cơ sở hạ tầng (adhoc).



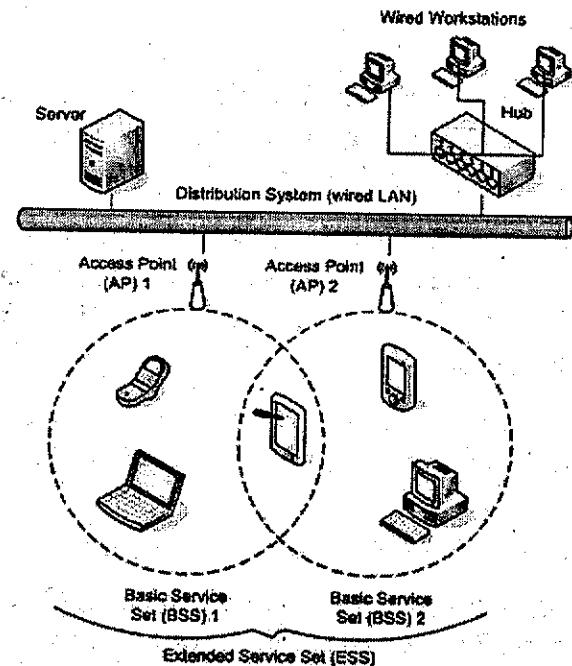
Hình 5.41 Mạng Adhoc LAN

Adhoc WLAN

Trong kiểu kết nối adhoc, hai trạm kết nối trực tiếp với nhau không qua AP (Hình 5.41). Trong kiểu kết nối này, các trạm làm việc có thể đóng vai trò server để chuyển tiếp dữ liệu. Hai trạm làm việc vẫn có thể trao đổi dữ liệu ngay cả khi chúng không nhận tín hiệu trực tiếp từ nhau.

WLAN có cơ sở hạ tầng

Trong kiểu kết nối này (Hình 5.42), hai trạm chỉ có thể trao đổi dữ liệu với nhau qua AP. Thông thường, AP được đính vào tường (trong một văn phòng) và có kết nối với mạng LAN cố định. Bên cạnh chức năng chính là trung chuyển các gói tin giữa các trạm và giữa trạm với mạng LAN cố định, AP có thể thực hiện chức năng điều phối điểm (point coordinating function - PCF) cho phép truyền thông giữa các nút dựa trên việc cấp phát tài nguyên tài nguyên (thời gian, băng thông...).



Hình 5.42 Mạng LAN có cấu trúc

Đa phần tầng MAC trong họ giao thức IEEE WLAN có cơ chế truy cập tương tự mạng Ethernet. Ethernet sử dụng đa truy cập sóng mang có phát hiện xung đột (CSMA/CD). Tuy nhiên đối với mạng không dây, việc phát hiện xung đột không hiệu quả do độ suy hao năng lượng của tín hiệu theo khoảng cách rất lớn. Thay vì sử dụng cơ chế phát hiện, đa phần các mạng không dây sử dụng cơ chế tránh xung đột (collision avoidance). Ý tưởng chính của cơ chế này là đảm bảo giữa hai lần truyền gói tin liên tiếp phải có một khoảng thời gian tối thiểu.

5.8.2 Lớp giao thức IEEE 802.11

Trong họ giao thức 802.11, tầng MAC xác định cách thức phân phối kênh truyền – tức là tại một thời điểm, nút nào được quyền truyền dữ liệu. Tầng phía trên của MAC – tầng LLC (Logical Link Control) có nhiệm vụ “che dấu” các đặc điểm khác nhau của tầng MAC với tầng mạng.

Tầng con Medium Access Control (MAC)

Chức năng chính của mạng LAN là chia sẻ tài nguyên giữa các máy tính trong một khu vực nhỏ, do vậy giống như Ethernet, nhiệm vụ của tầng MAC là xác định cụ thể từng giao diện của các máy tính trên mạng. Bên cạnh chức năng chính tổ chức truy cập kênh truyền và cơ chế điều phối đa truy cập, MAC còn có một số chức năng chính sau đây:

Cấu hình Mạng. Đối với mạng LAN có dây, cấu hình mạng chính là topo mạng và đã được xác lập bằng cách nối dây. Tuy nhiên đối với mạng không dây, đây lại là việc quan trọng vì phải ghép nối các máy tính thành các “nhóm” có thể định danh được.

Truy cập kênh truyền. Đối với mạng LAN, cơ chế truy cập môi trường truyền nhanh, tin cậy và công bằng hết sức cần thiết.

Đặc tả tầng MAC theo IEEE 802.11

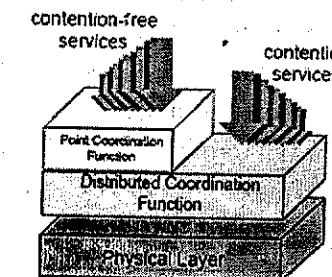
Chức năng truy cập kênh truyền của mạng LAN không dây khá tương đồng với mạng Ethernet. Đặc tả này có một vài chức năng để đảm bảo tính an ninh, và sẽ được bổ sung thêm một vài tính năng để sau này có thể tích hợp được với mạng điện thoại không dây.

Cấu hình mạng

Chuẩn IEEE 802.11 định nghĩa BSA (Basic Service Area) là một khu vực có thể có nhiều máy tính (trạm) di động. Các máy tính trong BSA được gọi là Service Set (BSS). Các trạm làm việc trong BSS được kết nối với Access Point (AP). Nhiều BSS kết nối với nhau thành Distributed System (SS) để tạo thành Extended Service Set (ESS). Tất cả các trạm trong

cùng BSS sử dụng chung một tốc độ truyền (Basic Rate Set) và một cấu trúc gói dữ liệu PDU (xem minh họa Hình 5.42).

Truy cập kênh truyền trong IEEE 802.11



Hình 5.43 Cơ chế điều phối DCF

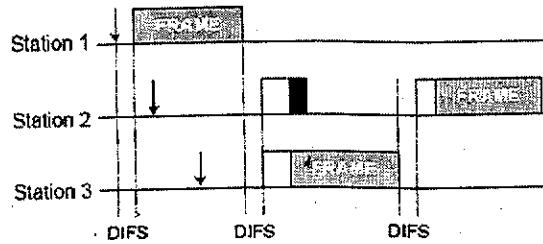
Chuẩn IEEE 802.11 định nghĩa cả tầng MAC lẫn tầng vật lý (Hình 5.40). Tầng MAC cung cấp hai dịch vụ: dịch vụ truy cập có tranh chấp (*Distributed Coordination Function - DCF*) và dịch vụ truy cập không tranh chấp (cài đặt ở *Point Coordination Function - PCF*). Những dịch vụ này được triển khai trên nền tầng vật lý, che dấu hết các đặc tính kỹ thuật của tầng vật lý đối với tầng mạng (Hình 5.43).

DCF là phương pháp chủ yếu trong họ IEEE 802.11 và sử dụng cơ chế *đa truy cập kênh truyền có tránh tắc nghẽn* (CSMA/CA). PCF được cài đặt trên nền DCF và dựa trên cơ chế hỏi vòng. Cơ chế này cho phép một trạm đóng vai trò trung tâm lân luỵt “hỏi” các trạm trong mạng có muốn truyền dữ liệu không.

Distributed Coordination Function (DCF)

Trước khi truyền frame, trạm phải “lắng nghe” kênh truyền để xem có trạm khác chiếm dụng kênh truyền hay không. Nếu kênh truyền rỗi trong một khoảng thời gian lớn hơn Distributed InterFrame Space (DIFS) thì trạm được phép truyền (Hình 5.44). Nếu ngược lại (môi trường truyền bị chiếm dụng), việc truyền của trạm bị trì hoãn đến phiên truyền tiếp theo. Khoảng thời gian trì hoãn này (backoff time) được lựa chọn một cách ngẫu nhiên và được sử dụng để khởi tạo cho backoff timer. Giá trị bộ định thời này giảm khi kênh truyền được cảm nhận là rỗi, sẽ giữ nguyên trong trường hợp kênh truyền bận và sẽ được giảm về 0 (reset) khi kênh truyền rỗi trong khoảng

thời gian lớn hơn DIFS. Ví dụ, trên Hình 5.44, chúng ta thấy rằng backoff timer của trạm 2 bị dừng lại trong khi trạm 3 đang truyền. Giá trị timer này sẽ được đặt về 0 sau khi trạm 3 truyền xong một khoảng thời gian DIFS. Trạm 2 sẽ được phép truyền khi backoff timer của mình nhận giá trị 0. Giá trị backoff time cũng được chia khoảng. Cụ thể hơn, giá trị này là một số nguyên ngẫu nhiên nằm trong khoảng $(0, CW-1)$, trong đó CW (*Contention Window*) là độ lớn cửa sổ backoff (Backoff Window). Trong lần thử truyền đầu tiên, $CW = CW_{min}$ và cứ sau mỗi lần truyền thử, giá trị này tăng gấp đôi cho đến khi đạt đến giá trị CW_{max} .



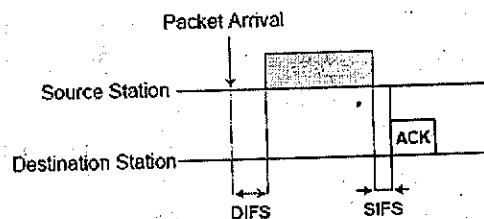
Hình 5.44 Cơ chế tránh tắc nghẽn

Theo chuẩn, giá trị của CW_{min} và CW_{max} phụ thuộc vào tầng vật lý phía dưới. Ví dụ, với công nghệ FHSS ở tầng Vật lý, giá trị của CW_{min} và CW_{max} tương ứng là 16 và 1024.

Rõ ràng hoàn toàn có khả năng tại cùng một thời điểm có nhiều trạm có nhu cầu truyền tin, khi đó xung đột chắc chắn xuất hiện. Với CSMA/CA trạm không có khả năng phát hiện xung đột bằng cách lắng nghe môi trường truyền giống như trong cơ chế CSMA/CD của mạng Ethernet. Do đó, để chắc chắn truyền thành công, phía nhận phải gửi phản hồi tích cực. Sau khi nhận đúng một frame, phía nhận đợi một khoảng thời gian Short InterFrame Space (SIFS) và gửi lại frame biên nhận ACK. Để ưu tiên việc gửi frame biên nhận hơn việc gửi frame dữ liệu bình thường khác, giá trị SIFS bé hơn DIFS (xem Hình 5.45). Nếu phía nhận không nhận được ACK, gói tin gửi đi sẽ bị coi là mất và sau một khoảng thời gian sẽ được gửi lại. Để phát hiện lỗi, người ta cũng sử dụng cơ chế CRC trình bày trong phần trước.

Sau khi phát hiện được frame bị lỗi (do xung đột hay lỗi trên môi trường truyền), trạm phải đợi ít nhất một khoảng thời gian bằng Extended InterFrame Space (EIFS) trước khi khởi động thuật toán backoff. Cụ thể, DCF phải sử dụng giá trị EIFS mỗi khi tầng vật lý báo cho tầng MAC frame

bắt đầu truyền không thể gửi thành công. Giá trị EIFS cũng được sử dụng để đồng bộ trạm làm việc với trạng thái của môi trường truyền (bận hay rỗi).



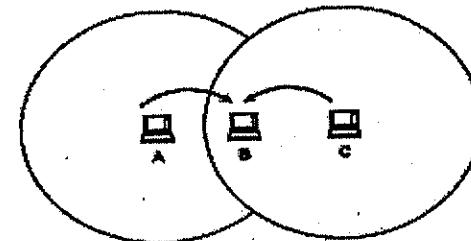
Hình 5.45 Gửi biên nhận khi nhận được frame dữ liệu

5.8.3 Một số vấn đề hay gặp đối với mạng không dây

Trong phần này, chúng ta nêu một số vấn đề này sinh trong mạng không dây, đây là những đặc điểm cơ bản khác với mạng có dây:

- Không có tiêu chí cụ thể để xác định phạm vi môi trường truyền. Có nghĩa là không thể xác định được phạm vi mà nút nằm trong đó chắc chắn nhận được frame, nằm ngoài phạm vi đó sẽ không nhận được.

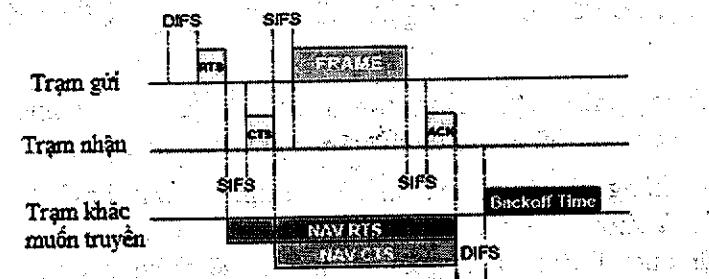
- Môi trường truyền có thể bị nhiễu vì tín hiệu bên ngoài.
- Độ tin cậy kém môi trường có dây.
- Độ trễ trên môi trường truyền không cố định.
- Trong môi trường không dây, và cơ chế truy cập ngẫu nhiên dựa vào cảm nhận kênh truyền, những đặc tính nêu trên có thể gây nên những hiện tượng phức tạp, chẳng hạn "trạm ẩn" (hidden station) hay "trạm lộ" (exposed-station).



Hình 5.46 Vấn đề trạm ẩn

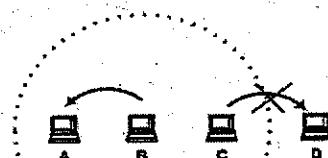
Hình 5.46 minh họa tìn h้อง trạm A và C. Trong thời gian này, phủ sóng của A và C. Nhưng A và C không gửi trực tiếp dữ liệu được tới nhau. Giả sử trong lúc A bắt đầu gửi dữ liệu tới B thì C cũng có dữ liệu gửi tới B. Khi C thực hiện cảm nhận môi trường truyền thì tất nhiên không phát hiện dữ liệu do A gửi, vì vậy C coi kênh truyền rõ và bắt đầu truyền. Tín hiệu từ A và C khi đến B sẽ bị xung đột.

Vấn đề trạm A này có thể khắc phục bằng cách bổ sung thêm vào cơ chế DCF cơ bản cơ chế cảm nhận ảo (*virtual carrier sensing*). Khi đó hệ thống có hai frame điều khiển: Request To Send (RTS) và Clear To Send (CTS). Trước khi truyền, trạm gửi sẽ gửi frame RTS tới trạm nhận để thông báo mình sẽ gửi frame dữ liệu (Hình 5.47). Khi nhận được frame RTS, trạm nhận sẽ gửi frame CTS. Chỉ khi nhận được CTS, bên gửi mới truyền đi dữ liệu.



Hình 5.47 Cơ chế báo gửi và báo nhận

Cả hai frame RTS và CTS đều được truyền trong những khoảng thời gian đủ để truyền đi một frame, nên tất cả các trạm trong vùng phủ sóng đều có thể nhận được các frame kiểu này và cập nhật giá trị *Network Allocation Vector* (NAV) tương ứng. Khi NAV dương, trạm không được gửi dữ liệu. Bằng cách sử dụng cơ chế RTS/CTS, trạm có thể nhận biết được sự truyền của các “trạm ẩn” cũng như khoảng thời gian truyền này.



Hình 5.48 Trạm lộ

Hình 5.49 minh họa tìn h้อง trạm lộ. Giả sử trạm A và C đều có thể nghe trạm B, nhưng trạm A không nghe được trạm C. Giả sử lúc B đang truyền cho A thì C nhận được một frame để truyền tới D. Rõ ràng C cảm nhận kênh truyền và thấy kênh truyền bận (do B truyền tới A), C sẽ trì hoãn việc truyền tới D, mặc dù việc này sẽ không gây xung đột tại A, điều này làm giảm thông lượng hệ thống.

5.9. PPP – GIAO THỨC ĐIỂM NỐI ĐIỂM

Phản trước chúng ta đã nói về kênh truyền quảng bá. Phản này chúng ta sẽ nghiên cứu giao thức liên kết dữ liệu cho kênh truyền điểm nối điểm (point-to-point) - giao thức PPP. PPP là giao thức được sử dụng chủ yếu khi người dùng truy cập Internet từ nhà thông qua đường điện thoại quay số, do đó PPP là một trong những giao thức tầng liên kết dữ liệu được sử dụng nhiều nhất ngày nay. Giao thức quan trọng thứ hai là HDLC (High Level Data-Link Control [Spragins 1991]). Giao thức PPP được trình bày tương đối đơn giản với mục đích khảo sát một số tính năng quan trọng nhất của lớp giao thức điểm nối điểm ở tầng liên kết dữ liệu.

Giao thức PPP [RFC 1661; RFC 2153] là giao thức tầng liên kết dữ liệu trên kênh truyền nối trực tiếp giữa hai nút - mỗi nút ở một đầu của đường truyền. Đường truyền PPP có thể là đường điện thoại quay số (ví dụ kết nối modem 56k), đường truyền SONET/SHD, kết nối X.25 hoặc mạch ISDN. Như đã nói trên, PPP chủ yếu được lựa chọn để kết nối máy tính gia đình đến ISP thông qua đường dây điện thoại. Trước khi đi sâu vào chi tiết của PPP, hãy điểm qua một số qui tắc chính mà IETF đã đặt ra cho mọi thiết kế của PPP [RFC 1547]:

Đóng gói gói tin (Framing): phía gửi trong giao thức PPP phải có khả năng lấy gói tin ở tầng mạng, đặt nó trong frame tầng liên kết dữ liệu. Phía nhận xác định được vị trí bắt đầu và kết thúc của frame cũng như vị trí gói tin tầng mạng trong frame.

Tính trong suốt: Giao thức PPP không được đặt ra bất kỳ hạn chế nào trên gói dữ liệu tầng mạng. Tức là nó có khả năng chuyển đi bất kỳ gói dữ liệu tầng mạng nào.

Hỗ trợ nhiều giao thức tầng mạng: Giao thức PPP phải có khả năng hỗ trợ nhiều giao thức tầng mạng (ví dụ, IP và DECnet) trên cùng đường truyền vật lý tại cùng một thời điểm. Điều này cũng giống như giao thức IP có khả năng phân kênh cho nhiều giao thức giao vận khác nhau (ví dụ, TCP và UDP). Như vậy PPP cũng cần có một cơ chế để thực thi PPP phía nhận xác định được cần chuyển gói dữ liệu trong frame cho thực thể tầng mạng nào.

Hỗ trợ nhiều kiểu đường truyền: Ngoài khả năng hỗ trợ nhiều giao thức ở tầng cao hơn, PPP phải có khả năng vận hành trên nhiều kiểu đường truyền khác nhau bao gồm đường truyền tuần tự (truyền lần lượt từng bit một) hoặc song song (truyền nhiều bit cùng một lần), đồng bộ (truyền tín hiệu đồng hồ cùng với bit dữ liệu) hoặc dị bộ, truyền với tốc độ chậm hoặc cao, tín hiệu điện tử hoặc quang học.

Phát hiện lỗi: PPP phía nhận có khả năng phát hiện liệu có lỗi bit trong frame nhận được hay không.

Thời gian kết nối: PPP phải có khả năng phát hiện đường truyền bị lỗi ở mức link (ví dụ, không có khả năng để truyền dữ liệu từ phía gửi sang phía nhận) và phải thông báo tình trạng lỗi này cho tầng mạng.

Thoả thuận địa chỉ tầng mạng: PPP phải cung cấp cơ chế cho phép hai thực thể tầng mạng tham gia truyền thông (IP) có thể học hay đặt cấu hình địa chỉ tầng mạng cho nhau.

Đơn giản: Người ta đòi hỏi PPP đáp ứng nhiều yêu cầu ngoài những yêu cầu nêu trên. Một trong những yêu cầu quan trọng nhất là “tính đơn giản”. Hiện nay hơn 50 RFC định nghĩa những khía cạnh “đơn giản” của giao thức này.

Tuy vậy các đặc tả trong thiết kế PPP không yêu cầu:

Sửa lỗi: PPP cần phát hiện được lỗi bit nhưng không cần phải sửa lỗi.

Kiểm soát lưu lượng: PPP phía nhận được hy vọng có khả năng nhận frame với tốc độ cao nhất của tầng vật lý phía dưới. Nếu tầng mạng không thể nhận với tốc độ này thì việc loại bỏ gói tin hay yêu cầu bên kia truyền chậm lại là trách nhiệm của các tầng cao hơn. Khi đó tầng cao hơn sẽ

yêu cầu thực thể tương đương phía bên kia giảm tốc độ tạo ra dữ liệu gửi cho PPP.

Đánh số thứ tự: PPP không được yêu cầu chuyển frame đến phía nhận theo đúng thứ tự gửi.

Đường truyền đa điểm: PPP vận hành trên những đường truyền với một phía gửi và một phía nhận duy nhất. Một số giao thức tầng liên kết dữ liệu khác (ví dụ, HDLC) cho phép nhiều nút nhận trên cùng một đường truyền (giống Ethernet).

5.9.1 Khuôn dạng gói dữ liệu (Frame PPP)

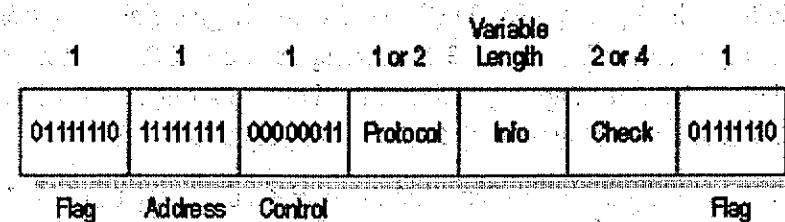
Hình 5.49 minh họa frame PPP giống frame HDLC [RFC 1662]

Frame PPP bao gồm những trường sau:

Trường cờ: Mọi frame PPP bắt đầu và kết thúc bằng một byte cờ có giá trị 01111110.

Trường địa chỉ: giá trị duy nhất của trường này là 11111111.

Trường điều khiển: giá trị duy nhất của trường này là 00000011. Bởi vì cả hai trường địa chỉ và điều khiển đều mang những giá trị cố định, điều này giải thích vì sao những trường này được định nghĩa đầu tiên. Khuyên nghị PPP [RFC 1662] nói rõ rằng những giá trị này “có thể được định nghĩa sau này”. Bởi vì những trường này mang giá trị cố định, PPP cho phép phía gửi không cần gửi byte địa chỉ và byte điều khiển, do đó tiết kiệm được hai byte tiêu đề trong frame PPP.



Hình 5.49 Khuôn dạng frame dữ liệu PPP

Trường giao thức (protocol): Trường giao thức cho PPP xác định giao thức tầng trên sẽ nhận dữ liệu trong frame PPP. Khi nhận được frame PPP, bên nhận sẽ kiểm tra xem frame có lỗi không và sau đó chuyển phần dữ liệu trong gói tin cho giao thức thích hợp. RFC 1700 định nghĩa mã 16 bit cho các giao thức được sử dụng cùng với PPP. Giao thức IP (dữ liệu trong frame PPP là gói dữ liệu IP datagram) ứng với giá trị 21h, giao thức AppleTalk là 29h, DFCnet là 27h, giao thức điều khiển đường truyền PPP là C021h và giao thức điều khiển IP là 8021. Giao thức IP Control được PPP sử dụng khi kích hoạt kênh truyền lần đầu tiên để cấu hình IP giữa các thiết bị trên hai đầu kênh truyền.

Thông tin: Trường này chứa gói tin được giao thức tầng mạng gửi đi trên đường truyền PPP (là IP datagram với giao thức IP). Độ dài lớn nhất của trường thông tin này là 1500 byte, mặc dù giá trị này có thể thay đổi lúc đặt cấu hình cho đường truyền.

Tổng kiểm tra (Checksum): Trường checksum được sử dụng để phát hiện các bit bị lỗi trong frame nhận được. Nó là mã CRC 2 hoặc 4 byte giống như trong giao thức HDLC.

Cùn byte (Byte stuffing)

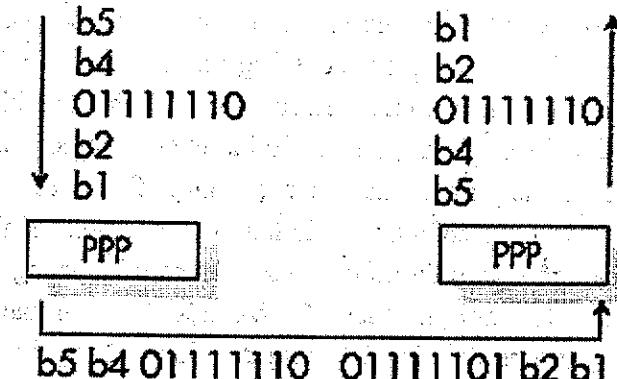
Trước khi kết thúc việc trình bày về PPP frame, chúng ta hãy xét vấn đề phát sinh khi trong gói dữ liệu của giao thức tầng mạng lại có một byte giống byte cùn đánh dấu điểm bắt đầu và kết thúc của frame. Điều gì xảy ra nếu phát hiện thấy có byte cùn với giá trị 01111110 ở giữa gói tin trong trường thông tin. Bên nhận sẽ cho rằng đây là điểm kết thúc của frame PPP - mặc dù trên thực tế không phải như vậy.

Một cách để giải quyết vấn đề này là cấm các giao thức tầng trên gửi dữ liệu chứa byte cùn. Yêu cầu về tính trong suốt của PPP đã nêu ở trên không chấp nhận giải pháp này. Giải pháp thay thế - được PPP cũng như nhiều giao thức khác áp dụng là kỹ thuật cùn byte (byte stuff).

PPP định nghĩa byte điều khiển đặc biệt có giá trị 01111101 làm nhiệm vụ đánh dấu. Nếu byte cùn - 01111110 - xuất hiện trong frame (trừ vị trí mở đầu và kết thúc của frame), PPP đặt byte đánh dấu trước byte cùn. Như vậy nó đã "chèn" thêm một byte điều khiển để đánh dấu rằng byte 01111110

không phải là cùn mà là dữ liệu thực. Bên nhận thấy 01111110 đứng trước 01111101 nên biết được 01111101 không phải là cùn mà là dữ liệu, nên nó sẽ tự động loại bỏ byte đánh dấu 01111110 được phía nhận chèn vào bên cạnh dòng dữ liệu thực.

Hình 5.50 minh họa chèn byte trong PPP. Tương tự như thế, nếu chính byte đánh dấu cũng xuất hiện trong dòng dữ liệu thực sự thì nó cũng cần được đánh dấu.



Hình 5.50 Chèn byte trong byte

5.9.2 Giao thức điều khiển đường truyền PPP (LCP) và kiểm soát mạng

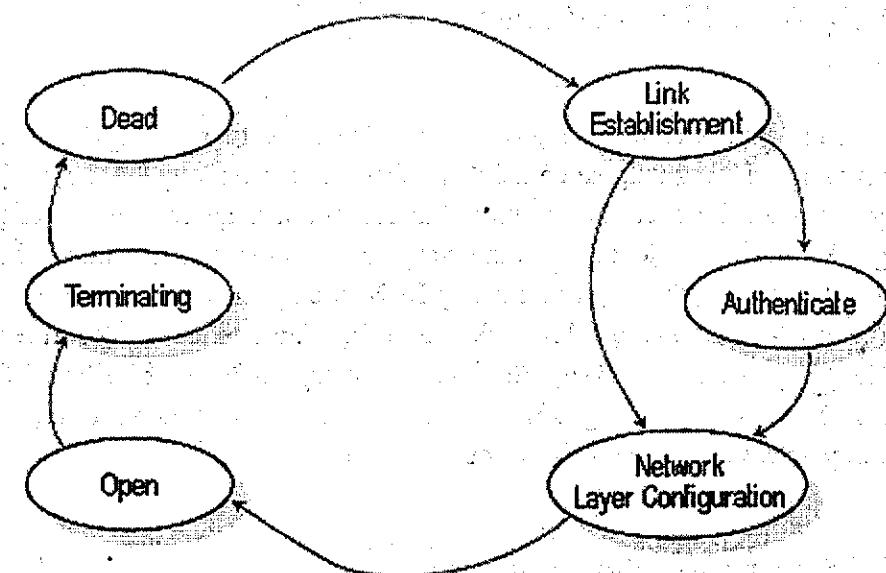
Trong phần trước, chúng ta đã thấy PPP đóng khung dữ liệu được gửi đi trên đường truyền. Nhưng đường truyền được khởi tạo như thế nào khi máy tính hoặc router ở một phía của đường truyền bật trước? Quá trình khởi tạo, duy trì, báo lỗi và đóng đường truyền PPP được thực hiện nhờ giao thức điều khiển đường truyền (LCP – Link Control Protocol) và các giao thức điều khiển mạng của PPP.

Trước khi trao đổi bất kì dữ liệu nào trên đường truyền PPP (giao thức (mỗi phía ở một đầu đường truyền) phải thực hiện nhiều công việc để thiết lập cấu hình cho đường truyền, điều này cũng

thực thể TCP bên gửi và bên nhận thực hiện bắt tay ba bước (xem phần 3.5) để đặt các tham số của kết nối TCP trước khi trao đổi TCP segment. Hình 5.51 minh họa sơ đồ chuyển trạng thái của giao thức LCP để đặt cấu hình, duy trì và kết thúc đường truyền PPP.

Đường truyền PPP bắt đầu và kết thúc trong trạng thái đóng (dead). Khi phát sinh sự kiện như phát hiện sóng mang hay người quản trị mạng tác động để chỉ tầng vật lý sẵn sàng sử dụng, PPP bước sang trạng thái thiết lập đường truyền (link establishment). Trong trạng thái này, một phía của đường truyền gửi tùy chọn cấu hình mong muốn qua frame yêu cầu cấu hình LCP (là frame PPP có giá trị trường protocol ứng với giao thức LCP và trường information chứa nội dung cấu hình yêu cầu). Sau đó phía bên kia trả lời với frame *configure-ack* (chấp nhận tất cả các lựa chọn), frame *configure-nak* (hiểu nhưng không chấp nhận các lựa chọn) hoặc frame *configure-reject* (không thể ghi nhận hoặc chấp nhận các lựa chọn để đàm phán). Tùy chọn cấu hình LCP bao gồm kích thước tối đa của frame trên đường truyền, giao thức kiểm chứng được sử dụng (nếu cần) và một tùy chọn xác định có bỏ qua việc sử dụng trường địa chỉ và trường điều khiển trong frame PPP hay không.

Sau khi đường truyền được thiết lập, thỏa thuận xong các tùy chọn của đường truyền và kiểm chứng thành công, hai phía của đường truyền PPP sẽ trao đổi các gói tin kiểm soát của tầng mạng. Nếu IP chạy phía trên PPP, giao thức điều khiển IP [RFC 1332] được sử dụng để thiết lập cấu hình cho module giao thức IP tại mỗi đầu của đường truyền PPP. Gói tin IPCP được đặt trong frame PPP. IPCP cho phép hai module IP thay đổi hoặc đặt cấu hình địa chỉ IP hay thỏa thuận có nén gói dữ liệu IP không. Những giao thức kiểm soát mạng tương tự được đưa ra cho những giao thức tầng mạng khác như DECnet [RFC 1762] và AppleTalk [RFC 1378]. Sau khi cấu hình xong tầng mạng, PPP có thể bắt đầu gửi gói tin của tầng mạng - đường truyền ở trạng thái mở và dữ liệu bắt đầu chuyển trên đường truyền PPP. Các frame yêu cầu phản hồi và frame trả lời phản hồi LCP có thể được hai phía của đường truyền trao đổi để kiểm tra trạng thái đường truyền.



Hình 5.51 Sơ đồ chuyển trạng thái của LCP

Đường truyền PPP được duy trì cho đến khi gói tin LCP yêu cầu kết thúc được gửi đi. Nếu frame LCP yêu cầu kết thúc (terminate-request) từ một phía kết nối được trả lời bởi frame LCP chấp nhận kết thúc (terminate-ack) từ phía bên kia thì đường truyền bước vào trạng thái đóng.

Tóm lại, PPP là giao thức tầng liên kết dữ liệu cho hai thiết bị ở hai đầu của một đường truyền kiểu point-to-point, trao đổi các frame chứa gói dữ liệu của tầng mạng. Những chức năng chủ yếu của PPP là:

Đóng gói dữ liệu: Phương thức đặt gói dữ liệu trong frame PPP; xác định vị trí bắt đầu và kết thúc của frame; và phát hiện lỗi trong frame.

Giao thức điều khiển đường truyền: khởi tạo, duy trì và kết thúc đường truyền PPP.

Giao thức điều khiển mạng: một nhóm giao thức, mỗi giao thức ứng với một giao thức mạng ở tầng trên, cho phép module tầng mạng tự đặt cấu hình trước khi gói dữ liệu tầng mạng bắt đầu chuyển qua đường truyền PPP.

5.10 MẠNG RIÊNG ẢO (VPN)

Mục đích của mạng riêng ảo (Virtual Private Network - VPN) là cho phép một người dùng ở ngoài có thể đăng nhập được vào mạng LAN cục bộ thông qua mạng Internet như thẻ máy tính của người dùng đang nằm trong mạng LAN. Khi đó, mặc dù người dùng ở phía ngoài mạng LAN nhưng vẫn có thể sử dụng các dịch vụ trong mạng LAN không khác gì các máy tính đang nằm bên trong mạng LAN. Một trường hợp khác là tổ chức có nhiều địa điểm khác nhau, và mỗi địa điểm có một mạng LAN cục bộ riêng. Tổ chức muốn kết nối hai mạng LAN này lại với nhau để tạo thành một mạng LAN duy nhất. Công nghệ VPN có thể đáp ứng điều này.

5.10.1 Các mạng riêng ảo truyền thống

Phần này trình bày một vài kiến trúc VPN ở tầng Liên kết Dữ liệu và tầng Mạng.

VPN ở tầng Liên kết dữ liệu (tầng 2)

Trong thời kỳ đầu, khách hàng sẽ cài đặt hệ thống VPN bằng cách thuê bao các đường truyền riêng từ nhà cung cấp dịch vụ để kết nối hệ thống mạng cục bộ nằm trên nhiều địa điểm khác nhau.

Từ khi ra đời vào năm 1990, Frame Relay là công nghệ VPN “thống trị”. Frame Relay cho phép nhà cung cấp dịch vụ tuy vẫn sử dụng đường truyền chia sẻ bình thường nhưng có thể cung cấp một băng thông thỏa thuận trước với khách hàng. Điều này được thực hiện bằng cách cấp phát “mạch ảo” trên kênh truyền dùng chung cho mỗi khách hàng (chứ không phải bằng cách phân chia kênh truyền). Mạch ảo ở đây được gọi là PVC (Permanent Virtual Circuit). Bằng cách cấu hình PVC, định danh kết nối ở tầng liên kết dữ liệu (Data-Link Connection Identifiers - DLCI) được thiết lập qua nhiều thiết bị khác nhau. Điều này sẽ tạo ra một “đường ống” cho phép dữ liệu của người sử dụng được truyền trên một đường dùng riêng cố định được cấp phát từ trước qua mạng dùng chung của nhà cung cấp dịch vụ.

Dịch vụ của nhà cung cấp dịch vụ chỉ cung cấp các kết nối ở tầng 2 chứ không liên quan đến tầng 3 (do đó gọi là VPN ở tầng 2). Ưu điểm của kiến trúc này là cho phép khách hàng độc lập trong việc thiết kế, định tuyến, đánh địa chỉ ở tầng 3.

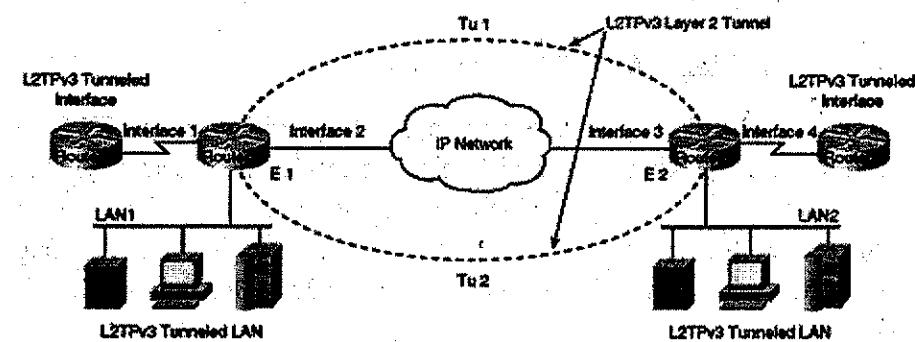
Sự độc lập của Fram Relay với giao thức mạng ở tầng 3 là yếu tố quan trọng để lựa chọn FR là công nghệ kết nối các mạng LAN từ nhiều địa điểm khác nhau. Hiện nay, nhiều nhà cung cấp dịch vụ hỗ trợ VPN trên nền ATM hoặc lai ghép cả ATM lẫn Frame Relay.

VPN ở tầng 3

Hiện nay công nghệ VPN chủ đạo ở tầng 3 là IP Security (IPsec) và MPLS Border Gateway Protocol (BGP). Những công nghệ này cho phép ứng dụng truy cập vào mạng Internet, mạng nội bộ hay mạng externet qua các đường kết nối an toàn.

Trong công nghệ VPN ở tầng 3, nhà cung cấp dịch vụ cho thuê bao các đường dùng riêng hay kết nối PVC giữa khách hàng và điểm truy cập dịch vụ (Point Of Presence – POP) gần nhất vào mạng của nhà cung cấp.

Hình 5.52 minh họa mô hình MPLS VPN cơ bản

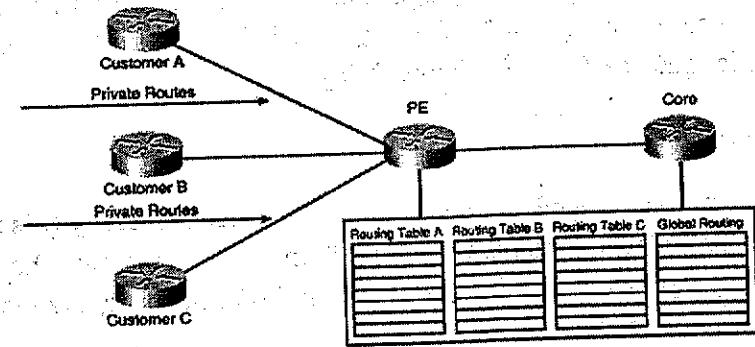


Hình 5.52 Mạng riêng với địa chỉ IP riêng

Trong công nghệ MPLS VPN, router ở phía khách hàng kết nối ngang hàng với router của nhà cung cấp dịch vụ. Khi muốn chuyển thông tin trong mạng riêng, router khách hàng sẽ cung cấp các thông tin và yêu cầu

định tuyến cho router của nhà cung cấp dịch vụ. Bên cạnh bảng định tuyến toàn cục, router của nhà cung cấp dịch vụ có bảng định tuyến riêng cho mỗi khách hàng.

Trong Hình 5.53, không phải tất cả mạng riêng của khách hàng được chuyển qua bảng định tuyến toàn cục.



Hình 5.53 Quan hệ giữa router khách hàng và router nhà cung cấp dịch vụ

Thông qua VPN ở tầng 3, khách hàng có thể sử dụng tạo ra các đường kết nối an toàn trực tiếp từ khu vực này sang khu vực mạng khác trên nền mạng Internet toàn cầu với sự hỗ trợ của các ISP.

Các vấn đề của kiến trúc VPN truyền thông

VPN ở tầng 3 cũng có nhiều hạn chế. Ví dụ với giao thức MPLS chỉ hỗ trợ duy nhất IP. Khách hàng phải nhường quyền kiểm soát việc định tuyến của mình cho nhà cung cấp dịch vụ. Thứ hai, router của nhà cung cấp dịch vụ (PE) có thể bị quá tải. Để hỗ trợ khả năng mở rộng của hệ thống, nhà cung cấp dịch vụ phải sử dụng các router có cấu hình mạnh – và do đó đắt tiền.

Như đã nói ở trên, các dịch vụ kết nối ở tầng 2 tạo ra các đường truyền điểm-nối điểm để xây dựng VPN. Để hỗ trợ truyền thông ở tầng 3, phải xây dựng thêm một mạng ở tầng 3. Kết quả của điều này là nhà cung cấp dịch vụ phải có hai mạng tách rời cho cả tầng 2 lẫn tầng 3 – một vấn đề khó khăn và tốn kém.

Một vấn đề của dịch vụ ở tầng 3 là độ tối đa (ATM với đường truyền OC48) không thể theo kịp với tốc độ ngày càng tăng của công nghệ mạng cục bộ (Ethernet). Do vậy nhà cung cấp dịch vụ phải tìm cách nâng cao hiệu suất và giảm chi phí quản lý. Điều này có thể đạt được bằng cách cho phép nhiều kết nối ở tầng 2 có thể được thiết lập qua trục IP/MPLS dùng chung.

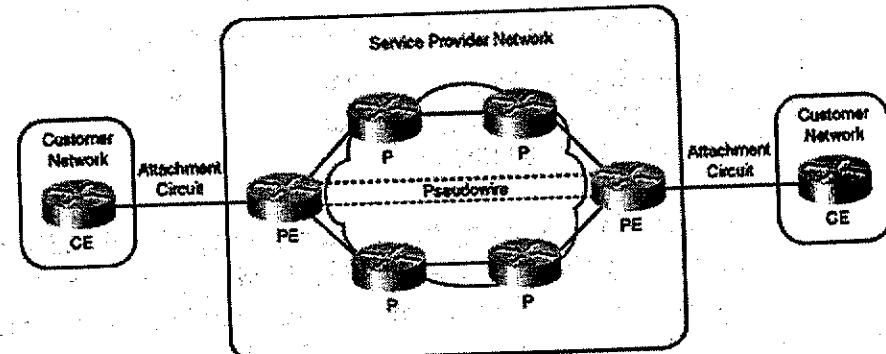
5.10.2 Mô phỏng giả dây dẫn (Pseudowire Emulation Overview)

Mục tiêu của cơ chế này là “tái tạo” các đặc điểm của dịch vụ chuyển mạch ở tầng 1 và tầng 2 (chẳng hạn TDM hay Frame Relay) trên nền tảng mạch chuyển mạch gói (PSN). Cơ chế này gửi các gói PDU giữa máy tính của khách hàng thông qua mạng của nhà cung cấp dịch vụ. Đối với khách hàng, cơ chế giả dây dẫn hoàn toàn trong suốt, nghĩa là khách hàng hoàn toàn không biết “mạch ảo” mà mình sử dụng được triển khai trên nền tảng chuyển mạch gói của nhà cung cấp dịch vụ.

Động lực thúc đẩy sự phát triển của công nghệ này là mong muốn hội tụ các công nghệ mạng cho phép triển khai một số dịch vụ mà trước đây chỉ có trên mạng chuyển mạch ảo trên công nghệ chuyển mạch gói.

Mô hình tham chiếu

Hình 5.54 minh họa mô hình tham chiếu của kiến trúc mô phỏng dây dẫn.



Hình 5.54 Mô hình giả dây dẫn

Các thiết bị ở phía nhà cung cấp dịch vụ (PE) nằm trong miền quản trị. Nhiệm vụ của miền này là cung cấp dịch vụ mô phỏng giả dây dẫn cho các thiết bị ở phía khách hàng thuộc cùng một miền quản trị.

Kết nối giữa PE và CE được thực hiện bằng mạch nối (attachment circuit) – có thể là cổng Ethernet, Ethernet VLAN, PPP session hay kết nối High-Level Data Link Control (HDLC), định danh kết nối Frame Relay (DLCI), định danh mạch ảo ATM.

“Giả dây dẫn” là một mạch ảo giữa hai PE để kết nối hai mạch nối. Mạch ảo này có thể được thiết lập thủ công hay tự động (qua cơ chế báo tín hiệu). Sau khi đã có một “giả dây dẫn” giữa hai PE, các frame dữ liệu nguyên thủy từ các mạch nối được đặt trong các gói dữ liệu của mạch ảo truyền từ đầu này sang đầu kia. Khi nhận được PDU mạch ảo, PE sẽ lấy ra frame ban đầu và gửi cho mạch nối.

Các thiết bị của nhà cung cấp (P) tạo nên hệ thống chuyển mạch gói ở giữa và hoàn toàn trong suốt với khách hàng. P cũng không “nhận biết” được luồng truyền thông “giả dây dẫn” và điều này giúp việc thiết kế mạng đơn giản hơn. Mạng trung tâm sẽ không phức tạp vì chỉ tập trung vào khía cạnh định tuyến và chuyển tiếp dữ liệu sao cho đạt hiệu suất cao nhất. Khi đó mạng cũng dễ mở rộng hơn và có thể cung cấp được nhiều mạch “giả dây dẫn hơn”. Ở đây chúng ta cũng thấy lại quan điểm tổ chức mạng ở “lõi” hệ thống càng đơn giản càng tốt và độ phức tạp nén chuyển ra phía ngoài.

Giao thức và kiến trúc hệ thống

Giao thức của kiến trúc mô phỏng giả dây dẫn có ba tầng:

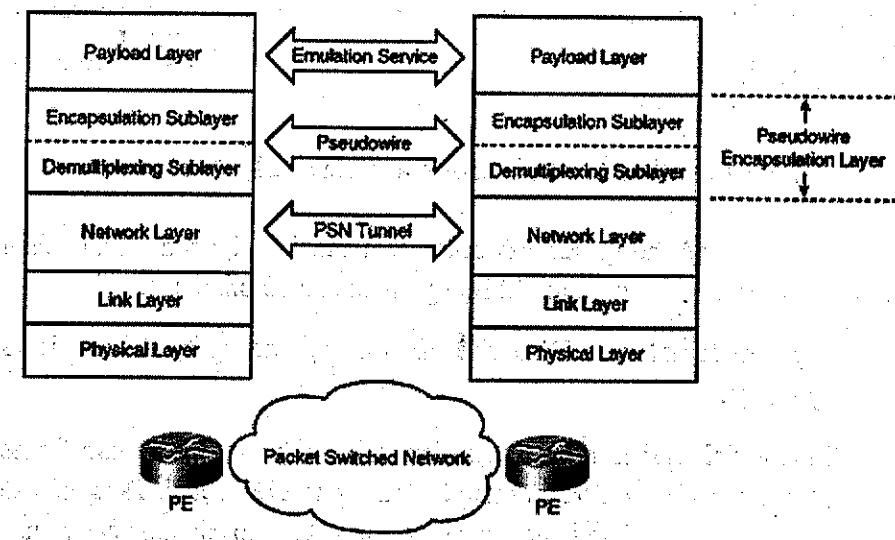
- Giao thức của Tầng chuyển mạch gói PSN
- Giao thức bao bọc dữ liệu của giả dây dẫn
- Giao thức của tầng dữ liệu (payload)

Tầng PSN quy định các thông tin về địa chỉ mạng của các thiết bị PE, ở đây có thể sử dụng giao thức địa chỉ IPv4, IPv6, hoặc nhãn MPLS. Các thiết bị mạng sử dụng tầng PSN để xác định tuyến đường chuyển tiếp của các gói tin trên mạch “giả dây dẫn”. Bạn có thể hình dung mạch giả dây dẫn này như một đường ống tạo thành từ công nghệ chuyển mạch gói.

Tầng bao bọc dữ liệu bao gồm hai tầng con: tầng phân kênh và tầng bao bọc dữ liệu. Nhiệm vụ của tầng phân kênh là phân biệt các đường “giả dây dẫn” khác nhau cùng được thiết lập trên cùng một “đường ống” từ mạng chuyên mạch gói. Trong mỗi đường ống, mỗi giả dây dẫn có một định danh phân kênh duy nhất. Tầng bao bọc dữ liệu có nhiệm vụ đặt thêm một số thông tin về dữ liệu, những thông tin này sẽ được PE đầu kia sử dụng để loại bỏ để tạo ra frame ban đầu (từ payload) trước khi chuyển tiếp cho mạch nối đến CE.

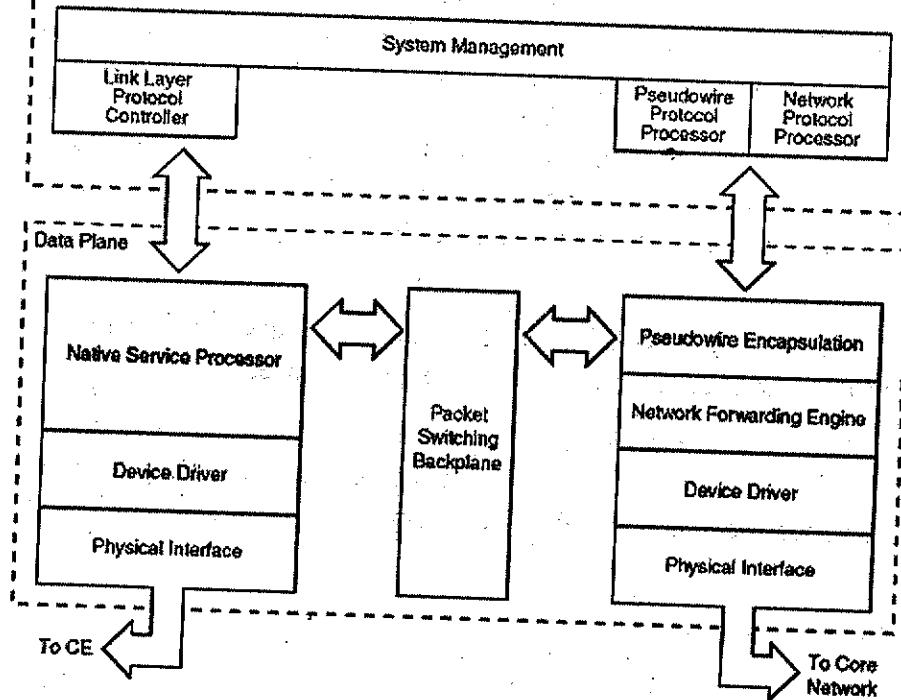
Tầng dữ liệu payload tải các kiểu dữ liệu giả dây dẫn khác nhau, có thể là frame Ethernet, ATM cell hay Frame Relay packet.

Hình 5.55 minh họa quan hệ của các tầng giả dây dẫn trên hai thiết bị PE. Mỗi tầng trên mỗi PE tương tác với tầng ngang cấp của phía PE bên kia thông qua các tầng bên dưới, và đến lượt mình lại cung cấp dịch vụ cho tầng cao hơn.



Hình 5.55 Mô hình các tầng trong “Giả dây dẫn”

PE đóng vai trò cực kỳ quan trọng trong kiến trúc. Trên thực tế, truyền thông giữa hai mạch nối diễn ra chủ yếu qua PE. Hình 5.56 minh họa kiến trúc của PE.



Hình 5.56 Kiến trúc PE (Thiết bị của nhà cung cấp dịch vụ)

Kiến trúc hệ thống của PE được chia thành hai phần chính: phần điều khiển và phần dữ liệu. Phần dữ liệu gồm có các bộ phận sau:

- Physical interfaces:** Điều chế các tín hiệu tương tự thành bit và ngược lại.
- Device drivers:** là tầng trung gian, với nhiệm vụ tạo ra các frame (phụ thuộc vào môi trường truyền) cho giao diện vật lý. Tầng này sẽ che dấu các đặc điểm khác nhau của tầng vật lý cho các tầng cao hơn.
- Native service processor và Pseudowire encapsulation:** Thực hiện biến đổi các gói dữ liệu (sẽ được trình bày kỹ hơn ở phần sau).
- Network forwarding engine:** Khi nhận được dữ liệu từ bộ phận pseudowire encapsulation cùng với địa chỉ mạng đích, bộ phận

network forwarding engine tìm kiếm địa chỉ này trong các bảng chuyển tiếp. Nếu tìm thấy một giao diện ra, nó sẽ gói gói dữ liệu này trong một frame có cấu trúc phù hợp để gửi trên giao diện vừa tìm thấy. Nếu không tìm thấy, gói tin bị loại bỏ.

Phần điều khiển gồm các thành phần sau:

- Link layer protocol controller:** Thực hiện giao thức báo hiệu trên đường truyền, chẳng hạn Frame Relay Local Management Interface (LMI) hay ATM Integrated Local Management Interface (ILMI), với mục đích thiết lập các mạch nối.
- Pseudowire protocol processor và network protocol processor:** Tương ứng thực hiện các thủ tục báo hiệu trong giao thức “giả dây dẫn” và giao thức định tuyến. Các thiết bị PE sử dụng các thủ tục này để thiết lập các “giả dây dẫn” và tuyến đường để chuyển dữ liệu (xem Hình 5.56). Các thẻ lấy được các thông tin dùng để chuyển tiếp gói tin thông qua các thủ tục báo hiệu.

Xử lý các gói tin từ dịch vụ ban đầu

Trong một số trường hợp, các gói dữ liệu của mạch nối có thể được chuyển tiếp ngay cho tầng giả dây dẫn. Tuy nhiên trong một số trường hợp, gói tin nguyên thủy này cần phải được xử lý trước khi áp dụng cơ chế bao bọc dữ liệu của giao thức “giả dây dẫn”.

Thông thường, chúng ta phải áp dụng các thủ tục xử lý gói tin khác nhau cho các kiểu mạch nối khác nhau. thậm chí cùng một kiểu nhưng các cấu hình khác nhau cũng có thể dẫn đến các thủ tục xử lý khác nhau.

The native service processor (NSP) xử lý bất kỳ gói tin nào truyền qua nó theo một cách thức phù hợp. Ví dụ khi nhận được một gói tin của giao thức PPP dưới dạng một frame HDLC, NSP loại bỏ các tiêu đề của HDLC sao cho phần dữ liệu của giao thức PPP có thể đặt trong khuôn dạng không phụ thuộc vào môi trường truyền. Khi gói dữ liệu của tầng “giả dây dẫn” chứa dữ liệu PPP đến thiết bị PE ở phía đầu kia, phần dữ liệu này sẽ được chuyển cho bộ phận NSP trước khi loại bỏ các tiêu đề của gói tin “giả

uay dàn . Khi đó INET viet rằng trường dữ liệu này cần phải được trường dữ liệu của giao thức PPP để gửi đi tiếp.

Xử lý việc bao bọc dữ liệu ở tầng giả mã dây

Sau khi qua giai đoạn xử lý gói tin ban đầu, trường dữ liệu có thể được bao bọc theo khuôn dạng của giao thức giả mã dây. NSP có thể sử dụng thêm một số thông tin đặc thù của trường dữ liệu để chuyển qua cho pseudowire encapsulation processor (PEP).

Các thông tin điều khiển này được sử dụng để báo hiệu cho từng gói tin (cần thiết đổi với một số kiểu dịch vụ). Ngoài các thông tin này, quá trình bao bọc có thể đặt thêm các thông tin về thời gian cho truyền thông theo thời gian thực hoặc các thông tin đánh số thứ tự giúp phía nhận phát hiện các gói tin không đúng thứ tự.

Truyền thông qua mạng PSN

Phụ thuộc vào kiến trúc của PSN, chúng ta có thể sử dụng IP hoặc MPLS để gửi gói tin của tầng giả dây dẫn. Kiến trúc PSN không chỉ xác định cách thức bao bọc gói tin ở tầng mạng mà còn xác định khuôn dạng của bộ phân kênh của giả dây dẫn. Ví dụ nếu IP là giao thức tầng mạng của PSN, thì trong trường Upper layer của gói tin IP sẽ xác định cần gửi gói tin này cho bộ phân kênh nào.

Tài liệu tham khảo

- [1]. J. Kurose and K. Ross, *Computer Networking: A Top-Down Approach Featuring the Internet*, Addison-Wesley, 3rd edition, May 2004.
- [2]. Andrew S. Tanenbaum, *Computer Networks*, Prentice Hall PTR, 2004
- [3]. S.Keshav, *An Engineering Approach to Computer Networking*, Addison-Wesley, 2003
- [4]. Jean Walrand, *Communication Networks: A first cost*, second edition, McGraw Hill, 2003
- [5]. Douglas E. Comer, *Computer Networks and Internet with Internet Application*, 3rd edi, Prentice Hall, 2003.
- [6]. Michael A. Gallo and William M. Hancock, *Computer Communications and Network Technologies*, Brooks/Cole Thomson Learning, 2003
- [7]. William Stalling, *Data and Computers Communications*, 6th edition, Prentice Hall, 2003.
- [8]. Behrouz A. Forouzan, *Data Communications and Networking*, McGraw Hill, 2003
- [9]. Ramesh Subramanian and Brian D. Goodman, *Peer To Peer Computing The Evolution Of A Disruptive Technology*, IDEA Group Publishing, 2006
- [10]. Wei Luo, *Layer 2 VPN Architectures*, Cisco Press, 2006